



XP 000407119

46(1992) Januar, No.1, Erlangen, DE

46. Jahrgang Heft 1 Januar 1992 1/92

H04L12/56D1

pp. 1 - 33

## Verkehrskontrolle in ATM-Netzen

von  
**Dipl.-Wirtschaftsmathematikerin  
Birgit Kaltenmorgen**  
und  
**Dr. rer. nat.  
Ruth Kleinewillinghöfer-Kopp**  
Wissenschaftliche Mitarbeite-  
rinnen am Forschungsinstitut der  
Telekom beim Fernmeldetechni-  
schen Zentralamt, Darmstadt  
**Mitteilung aus dem Forschungs-  
institut der Telekom**

### Inhaltsangabe:

Bei der Entwicklung eines zukünftigen diensteintegrierenden Breitbandnetzes auf der Basis eines Asynchronous Transfer Mode (ATM) ist die Bearbeitung von vielen neuen Verkehrsfragen unumgänglich. Die hohe Flexibilität, die ein solches Netz hinsichtlich der Nutzbitraten bereitstellen kann, muß durch eine effektive Verkehrskontrolle unterstützt werden, um die gewünschte Dienstgüte der einzelnen Verbindungen garantieren zu können. Wichtige Verfahren sind dabei die Zugangskontrolle, die darüber entscheidet, ob eine neue Verbindung im Netz zugelassen werden kann oder nicht, sowie die Parameterüberwachung, welche die beim Verbindungsaufbau vereinbarten Verbindungsparameter kontrolliert. Der Beitrag stellt Prinzipien und Prozeduren der Verkehrskontrolle in ATM-Netzen dar.

### Fachordnungsnotationen: KAB, KEB, KED

**Deskriptoren:** Fernmeldeverkehr, Verkehrslenkung, Übertragungsparameter, Selbstüberwachung, Überwachungsprogramm, Dienstprogramm, Gütenorm, + Dienstgüte, + Verkehrskontrolle, + Zugangskontrolle, + Parameterkontrolle, + Überlastkontrolle, + Bitrate, + Zellrate, + ATM-Netz, + Burstiness, + Burstlänge, + Leaky Bucket, + Jumping Window, + Triggered Jumping Window, + Moving Window, + Exponentielles Glättungsverfahren, + Spitzenbitratenzuweisung, + Faltungsmethode, + Zweimomentenmethode, + Linearer Ansatz

(Fachordnungsnotationen und Deskriptoren nach Fachordnung Technik bzw. ZDE Thesaurus Elektrotechnik des Fachinformationszentrums Technik e. V., Zentralstelle Dokumentation Elektrotechnik, Ostbahnhofstraße 13, 6000 Frankfurt/M. 1.)

## Inhaltsverzeichnis

- 0 Verzeichnis der Abkürzungen und Symbole
- 1 Einleitung
- 2 Grundlagen
  - 2.1 ATM-Übermittlungsprinzip
  - 2.2 Definitionen zur Verkehrskontrolle
- 3 Verkehrscharakterisierung und Verbindungsparameter
- 4 Parameterüberwachung
  - 4.1 Allgemeines
  - 4.2 Beschreibung von UPC-Mechanismen
    - 4.2.1 Leaky Bucket
    - 4.2.2 Jumping Window
    - 4.2.3 Triggered Jumping Window
    - 4.2.4 Moving Window ..
    - 4.2.5 Exponentielles Glättungsverfahren
    - 4.2.6 Mehrdimensionale Verfahren
  - 4.3 Gegenüberstellung der UPC-Mechanismen
- 5 Zugangskontrolle
  - 5.1 Allgemeines
  - 5.2 Grundlagen
  - 5.3 Beschreibung der CAC-Funktionen
    - 5.3.1 Spitzenbitratenzuweisung
    - 5.3.2 Faltungsmethode
    - 5.3.3 Zwei-Momentenmethode
    - 5.3.4 Linearer Ansatz
  - 5.4 Qualitativer und quantitativer Vergleich
- 6 Weitere Verfahren zur Verkehrskontrolle
  - 6.1 Verkehrsformung
  - 6.2 Prinzip der schnellen Reservierung
- 7 Zusammenfassung, Summary, Résumé
- 8 Schrifttum

EXRV

## 0 Verzeichnis der Abkürzungen und Symbole

### Abkürzungen

ATM	Asynchronous Transfer Mode
B-ISDN	Broadband Integrated Services Digital Network
CAC	Connection Acceptance Control
CBR	Constant Bit Rate
CCITT	Comité Consultatif International Télégraphique et Téléphonique
CDV	Cell Delay Variation
CLP	Cell Loss Priority
COST	COopération européenne dans la domaine de la recherche Scientifique et Technique
ETSI	European Telecommunications Standards Institute
EWMA	Exponentially Weighted Moving Average
GFC	Generic Flow Control
ISDN	Integrated Services Digital Network
JW	Jumping Window

LAN	Local Area Network
LB	Leaky Bucket
MW	Moving Window
NNI	Network Node Interface
NPC	Network Parameter Control
QoS	Quality of Service
RACE	Research and development in Advanced Communications technologies in Europe
STM	Synchronous Transfer Mode
TJW	Triggered Jumping Window
UPC	Usage Parameter Control
UNI	User Network Interface
VBR	Variable Bit Rate
VC	Virtual Channel
VP	Virtual Path

## Symbole

$\alpha, \beta_n$	Faktoren beim exponentiellen Glättungsverfahren
$i, j, k, n, r$	Laufvariable, natürliche Zahlen
$B_i$	maximale Bandbreite des Verkehrstyps $i$
$B_i^{eff}$	effektive Bandbreite des Verkehrstyps $i$
$C$	Kanalkapazität
$\epsilon$	Schranke bei der Zugangskontrolle
$M$	Anzahl der Zustände des Quellenmodells
$N_i$	Anzahl der bestehenden Verbindungen des Verkehrstyps $i$
$P(\cdot)$	Wahrscheinlichkeit
$R_k$	Zellrate im Zustand $k$ des Quellenmodells
$\rho$	Lastfaktor
$S$	Anzahl der Verkehrstypen
$S_r$	Zeitreihe beim exponentiellen Glättungsverfahren
$\Sigma$	Summenzeichen
$t$	Zeitvariable
$T$	Länge eines Zeitintervalls
$V_k$	Verweildauer im Zustand $k$ des Quellenmodells
$X_r$	Anzahl der eintreffenden Zellen im Intervall $r$ (Kapitel 4)
$X^{Max}$	Schwellenwert, Anzahl der zulässigen Zellankünfte
$X_i$	Zufallsvariable für den Bandbreitebedarf des Verkehrstyps $i$ (Kapitel 5)
$Y$	Zufallsvariable für den Bandbreitebedarf eines Summenstroms
$Z$	Zähler
$Z^{Max}$	maximaler Zählerstand

## 1 Einleitung

Das ATM („Asynchronous Transfer Mode“)-*Prinzip* ist seit einigen Jahren Untersuchungs- und Diskussionsgegenstand in europäischen Forschungsprojekten (COST, RACE) sowie in europäischen und weltweiten Standardisierungsgremien (ETSI NA5, CCITT SG XVIII).

Richtungsweisend wurde 1988 vom CCITT eine Empfehlung ([10]) für das ATM-Übermittlungsprinzip als Basis des zukünftigen, einheitlichen diensteintegrierenden Netzes abgegeben. Inzwischen wurden zu zahlreichen Gestaltungsaspekten eines

ATM-B-ISDN Empfehlungen ([4], [11]) niedergelegt. Zur Verkehrskontrolle wurden grundlegende Definitionen gegeben, jedoch sind noch viele Fragen hinsichtlich der Verfahrensweisen offen.

Mechanismen zur Verkehrskontrolle in ATM-Netzen werden im Forschungsbereich FI 5 „Vermittlung und Netze“ des Forschungsinstituts der Telekom seit Mitte der 80er Jahre untersucht. Zudem arbeitet das Forschungsinstitut seit 1988 auch im Rahmen des RACE-Projekts R1022 an diesen Fragestellungen. Da eine genaue Kenntnis der Verkehrscharakterisierung und -kontrolle eine unabdingbare Voraussetzung für ein erfolgreiches Betreiben eines ATM-Netzes ist, werden die Untersuchungen in weiteren Forschungsvorhaben fortgeführt.

Ziel der vorliegenden Arbeit ist es, einen Einblick in die Verkehrskontrolle in ATM-Netzen zu vermitteln und einen Überblick über mögliche Methoden zu geben. Besonderes Augenmerk wird auf die Zugangskontrolle und die mit ihr eng verknüpfte Parameterkontrolle gelegt. Während die Zugangskontrolle entscheidet, ob eine neue Verbindung im Netz zugelassen werden kann oder nicht, dient die Parameterkontrolle der Überwachung der dieser Entscheidung zugrundegelegten Verkehrscharakteristiken. Daher sind beide Verfahren wesentlich für die Kapazitätszuweisung und das Ressourcen-Management und haben damit großen Einfluß auf die Möglichkeiten zur effizienten Nutzung eines ATM-Netzes.

Im einzelnen gliedert sich die Arbeit wie folgt:

In Kapitel 2 werden einige Prinzipien des ATM-Übermittlungsverfahrens dargestellt und grundlegende Definitionen zur Verkehrskontrolle gegeben.

Kapitel 3 beinhaltet die Charakterisierung von Zellströmen in ATM-Netzen anhand von spezifischen Verbindungsparametern.

In Kapitel 4 werden aus der Literatur bekannte Mechanismen zur Parameterüberwachung vorgestellt und diskutiert.

Kapitel 5 befaßt sich mit der Beschreibung von Zugangskontrollfunktionen.

In Kapitel 6 werden alternative und ergänzende Verfahren zur Verkehrskontrolle dargestellt.

Das abschließende Kapitel 7 gibt eine kurze Zusammenfassung der behandelten Thematik.

## 2 Grundlagen

### 2.1 ATM-Übermittlungsprinzip

Im folgenden werden nur die zum weiteren Verständnis der Arbeit erforderlichen Prinzipien von ATM-Netzen dargestellt. Eine umfassende Beschreibung des ATM-Übermittlungsprinzips findet sich z. B. in [4], [5], [11], [13], [20], [24], [33], [43] und [52].

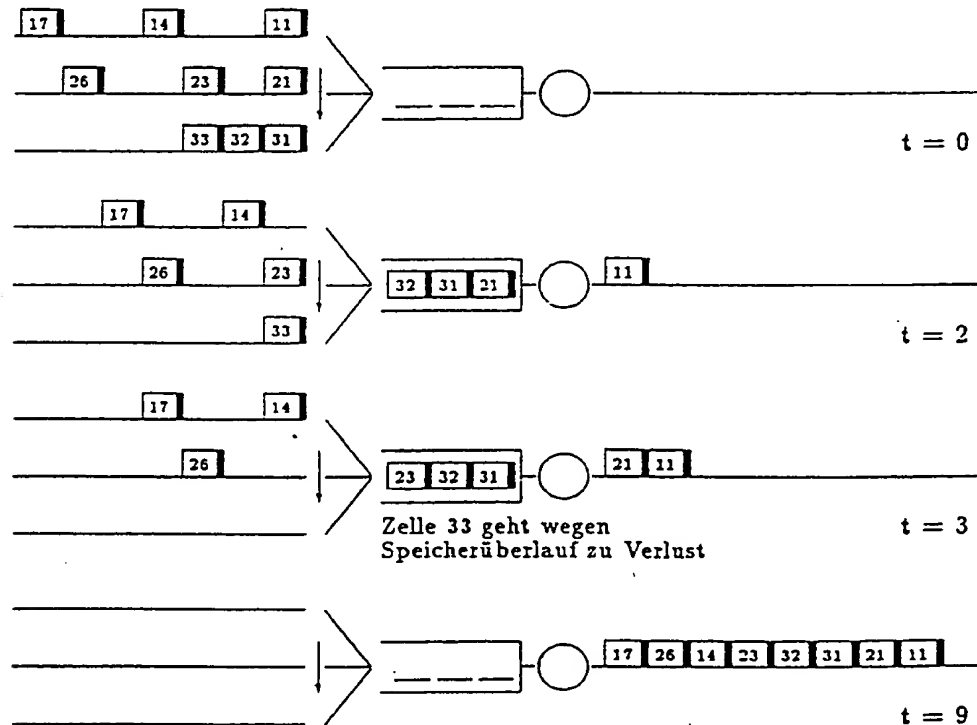
Im ATM-Schichtenmodell (Protokoll-Referenz-Modell siehe z. B. [4]) werden die für die Übertragung und Vermittlung notwendigen Funktionen beschrieben. Dieses hierarchische Architekturmodell besteht aus einer physikalischen Schicht („Physical Layer“), einer darauf aufbauenden ATM-Schicht („ATM Layer“) und einer Reihe

höherer Schichten. Die hier betrachtete ATM-Schicht ist strukturiert in virtuelle Wege („Virtual Path“, VP), die ihrerseits mehrere virtuelle Kanäle („Virtual Channel“, VC) enthalten können (siehe z. B. [37]). Die Transportfunktionen der ATM-Schicht sind unabhängig von der Implementierung der physikalischen Schicht.

Ein ATM-Netz wird verbindungsorientiert auf der Basis der virtuellen Kanäle betrieben. Die zu übermittelnde Information wird in Paketen einheitlicher Länge, den sogenannten *Zellen* („cells“), transportiert. Jede Zelle besteht aus einem Zellkopf („header“) mit 5 Oktetts („Bytes“) und einem Informationsfeld („user information field“) mit 48 Oktetts. Im Zellkopf wird die Zelle mit einer Adresse versehen, die den zur jeweiligen Verbindung gehörenden virtuellen Kanal bezeichnet.

Für jede Verbindung eines *verbindungsorientierten Dienstes* („connection oriented services“) wird eine *virtuelle Verbindung* aufgebaut, d. h., beim Verbindungsaufbau wird ein Weg durch das Netz festgelegt, den alle Zellen der Verbindung benutzen. In welcher Weise *verbindungslose Dienste* („connectionless services“) von einem ATM-Netz unterstützt werden, ist derzeit noch nicht entschieden.

In den Multiplexern und Vermittlungsstellen eines ATM-Netzes werden auf verschiedenen Übertragungskanälen eintreffende Zellströme zusammengefaßt, beziehungsweise auf andere Übertragungskanäle verteilt. Hierbei ist es möglich, daß gleichzeitig zwei oder mehrere Zellen zur Bearbeitung anstehen. In diesen Fällen werden die betreffenden Zellen in dafür vorgesehene Speicher eingereiht, wo sie auf ihre weitere Bedienung warten. In Bild 1 ist dieser Ablauf für 4 Zeitpunkte



**Bild 1** Ablauf in einem Multiplexer am Beispiel von drei Eingangsleitungen und einer Ausgangsleitung mit gleicher Übertragungsgeschwindigkeit und einem Speicher mit 3 Wartepätzen.

( $t=0,2,3,9$ ) dargestellt. Als Zeiteinheit ist dabei die Zeitspanne gewählt, die für die Emission einer Zelle benötigt wird. Sie wird oft auch Zeitschlitz („time slot“) genannt.

Während bei synchronen Übermittlungsverfahren („Synchronous Transfer Mode“, STM) den Verbindungen  *feste* Schlitze innerhalb eines Zeitrahmens zugeordnet sind, veranschaulicht Bild 1, daß bei der asynchronen Multiplextechnik die Zellen zu *beliebigen* Zeitpunkten auftreten dürfen. Dies birgt ein hohes Maß an Flexibilität bei der Kapazitätszuweisung an virtuelle Kanäle (virtuelle Verbindungen). Das Verfahren gestattet, sich an dem individuellen Bandbreitebedarf einer Verbindung zu orientieren, wobei zusätzlich die Möglichkeiten des *statistischen Multiplexens* genutzt werden können.

Ein *statistischer Multiplexgewinn* kann bei Berücksichtigung von Verbindungen mit zeitlich schwankendem Bandbreitebedarf erwartet werden, da – statistisch gesehen – Überlagerungen von mehreren solcher Verbindungen mit insgesamt weniger Kapazität als der Summe ihres maximalen Bandbreitebedarfs auskommen (siehe z. B. [26], [42], [44], [46]).

Zur Nutzung der Möglichkeiten, die ein ATM-Netz hinsichtlich einer effizienten Netzauslastung bietet, müssen aber effektive Verkehrskontrollen und ein Ressourcen-Management bereitstehen, um einer Überlastung des Netzes und einer Beeinträchtigung bestehender Verbindungen vorzubeugen.

## 2.2 Definitionen zur Verkehrskontrolle

Bevor auf die einzelnen Mechanismen im Rahmen der Verkehrskontrolle näher eingegangen wird, werden zunächst einige wichtige Begriffe aus diesem Bereich definiert (siehe dazu auch [4], [11]).

Die *Dienstgüte* („Quality of Service“, QoS) beschreibt Qualitätsmerkmale, die vom Netz bereitgestellt werden können. Es ist vorgesehen, mehrere Dienstklassen („QoS classes“) festzulegen, die sich bezüglich

- der Zellverlustrate („cell loss rate“),
- der Variationen in den Zellverzögerungszeiten („Cell Delay Variation“, CDV)

und weiteren noch zu definierenden Parametern unterscheiden.

In ATM-Netzen lassen sich Zellverluste und Variationen in den Zellverzögerungszeiten, oft kurz Zelljitter („cell jitter“) genannt, nur bedingt vermeiden, da sie von momentanen Schwankungen der Belastung auf der Zellebene herrühren. Während Zellverluste bei Speicherüberlauf auftreten, resultieren die variierenden Zellverzögerungen aus den unterschiedlichen Wartezeiten in den Speicherelementen (z. B. Zellen 11, 14 und 17 in Bild 1).

Die *Verkehrskontrolle* („traffic control“) befaßt sich mit der Überwachung des Verkehrs in ATM-Netzen. Hierbei werden verschiedene Stufen unterschieden:

- Zugangskontrolle („Connection Admission (Acceptance) Control“, CAC),

- Parameterüberwachung („Usage Parameter Control“, UPC sowie „Network Parameter Control“, NPC),
- Prioritätenkontrolle („priority control“, „Cell Loss Priority“, CLP),
- Überlastkontrolle („congestion control“, „overload control“).

Die *Zugangskontrolle* (CAC) entscheidet, ob ein vom Teilnehmer anhand von Verbindungsparametern und Dienstgüteanforderungen charakterisierter Verbindungswunsch im Netz noch realisiert werden kann oder nicht. Sie wird in Kapitel 5 ausführlich behandelt.

Die wichtigste Aufgabe der *Parameterüberwachung* (UPC/NPC), ist die Kontrolle der mit dem Netz vereinbarten Verbindungsparameter. Zum Schutz des Netzes und der bestehenden Verbindungen müssen diese Parameter an allen Netzeingängen kontrolliert werden. Die UPC-Funktion übernimmt diese Aufgabe in der Teilnehmer-Netz-Schnittstelle UNI („User Network Interface“), während die NPC-Funktion in der Schnittstelle NNI („Network Node Interface“) lokalisiert ist. Bild 2 zeigt einen Netzausschnitt, in dem die prinzipiellen Zuordnungen der Kontrollfunktionen angegeben sind (siehe auch in [19]). Im CCITT ([11]) und bei ETSI ([16]) wird die Lokalisierung der Kontrollfunktionen genauer spezifiziert, wobei auch festgelegt wird, ob einzelne VC oder VP zu überwachen sind. Bei UPC ist dabei die Konfiguration des Teilnehmeranschlußbereichs zu berücksichtigen. Es ist zu unterscheiden, ob ein Teilnehmer über eine Einzelleitung, über einen oder mehrere Konzentratoren oder über ein Netz (z. B. ein LAN („Local Area Network“)) angeschlossen ist (siehe Bild 2). Ähnliche Unterscheidungen werden auch bei NPC getroffen. Die Kontrolle der Verbindungsparameter an dieser Schnittstelle ist nötig, da die Zellströme in den bereits durchlaufenen Netzen verändert worden sein können (Zellverlust, Zellverzögerungen). Mechanismen zur Parameterüberwachung werden in Kapitel 4 genauer beschrieben.

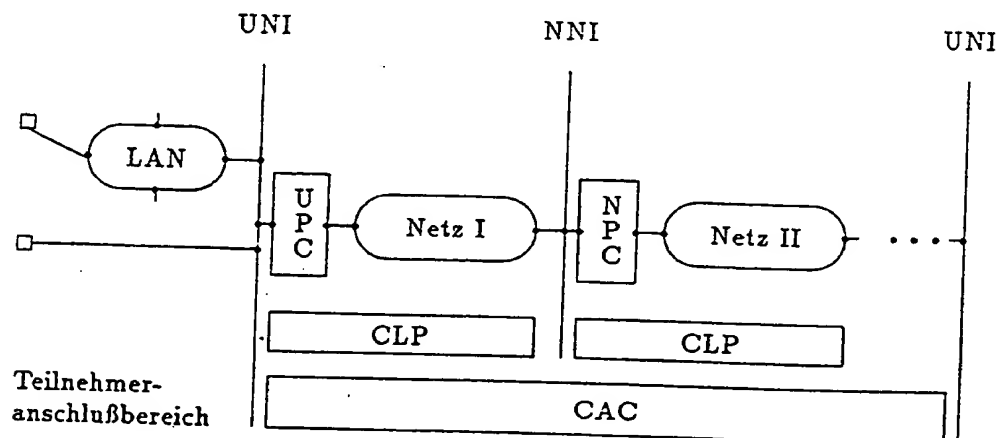


Bild 2 Netzausschnitt mit Lokalisierung der Kontrollfunktionen.

Derzeit wird die Möglichkeit in Betracht gezogen, *Prioritäten* auf der Zellebene zu berücksichtigen. Im CCITT wurde zu diesem Zweck im Zellkopf ein Bit, das „Cell Loss Priority“ (CLP)-Bit spezifiziert, das eine Einteilung der Zellen in zwei Prioritätsklassen gestattet. Der Zellverlust soll damit in der Weise beeinflusst werden, daß in Überlastsituationen die Zellen niedriger Priorität zuerst zu Verlust gehen. Der Teilnehmer hat so die Möglichkeit, seinen Zellstrom in wichtige und weniger wichtige Zellen einzuteilen. Die Nutzung von priorisierten Zellen wird besonders im Zusammenhang mit Videodiensten diskutiert, die auf einer mehrstufigen Codierung („layered coding“) basieren. Wie in Bild 2 angedeutet, müssen diese Prioritäten in allen Netzteilen berücksichtigt werden.

Weiterhin liegt es nahe, auch Prioritäten hinsichtlich der Wartezeiten („time priority“) zu vergeben, da die unterschiedlichen Dienste beziehungsweise Verbindungen mehr oder weniger empfindlich gegenüber Zellverzögerungen sind.

Inwieweit Prioritäten sinnvoll zur Verbesserung der Übermittlungsqualität genutzt werden können, hängt u. a. von der Komplexität der dadurch entstehenden Systeme ab. Mit Leistungsuntersuchungen von ATM-Netzen auf der Grundlage von Prioritäten auf der Zellebene befassen sich z. B. [6], [12], [21], [22], [34], [40] und [54].

Prioritäten könnten zudem auf der Verbindungsebene definiert werden, um beispielsweise bereits die Wegesuche beim Verbindungsaufbau zu beeinflussen. Solche Verfahren sind im Rahmen des Verkehrsmanagements entwickelt worden und sind in der Literatur vielfach beschrieben (siehe z. B. [35], [38]). In [36] ist angedeutet, wie diese Methoden auf ATM-Netze übertragen werden könnten.

Als *Überlast* („congestion“) wird diejenige Situation bezeichnet, in der ein Netz aufgrund unvorhersehbarer statistischer Schwankungen oder aufgrund von Fehlfunktionen, die im Netzmanagement aufgetreten sind, nicht in der Lage ist, die vereinbarten QoS-Anforderungen der bestehenden Verbindungen zu erfüllen. Unter dem Begriff *Überlastkontrolle* sind alle Aktionen zusammengefaßt, die Überlast verhindern, die Überlastfolgen minimieren und die weitere Ausbreitung einer Überlast vermeiden. Die Zugangskontrolle und die Parameterüberwachung können somit als Teil der Überlastkontrolle verstanden werden.

Mögliche Vorgehensweisen bei Überlast sind, die Zugangskontrolle in Abhängigkeit von der gemessenen Systemlast zu verschärfen oder mit Hilfe von UPC/NPC die erlaubten Spitzenbitraten der Verbindungen abzusenken. Solche Flußkontrollmechanismen sind aus Datennetzen bekannt und könnten von einem ATM-Netz mittels des GFC-Feldes („Generic Flow Control“) an der UNI-Schnittstelle unterstützt werden. Hierzu liegen vom CCITT noch keine endgültigen Spezifikationen vor.

In engem Zusammenhang mit der Verkehrskontrolle steht das *Ressourcen-Management* („resource management“), das sich mit der Zuweisung von Netzkapazitäten beschäftigt, derart, daß das Netz auf einer akzeptablen Leistungsebene operieren kann beziehungsweise die Dienstgüteanforderungen der Benutzer eingehalten werden. Hierbei sind die Zugangskontrolle, das Routing und Aspekte des Netzmanagements mit einzubeziehen (siehe z. B. [14], [17], [28], [45], [52]), die ihrerseits großen Einfluß auf die Netzdimensionierung haben.



Ein spezielles Problem in ATM-Netzen ist die Zuweisung der virtuellen Kanäle (VC) zu geeigneten virtuellen Wegen (VP). Dabei sind die gewünschten, beziehungsweise die vom Netz bereits zugeordneten QoS-Klassen zu beachten. Grundsätzlich sollte ein VP die Dienstgüteanforderungen aller ihm zugeordneten VC-Verbindungen gewährleisten. Wird beispielsweise innerhalb eines VP statistisches Multiplexen von VC vorgenommen, ist darauf zu achten, daß die diesem VP zugeordneten VC-Verbindungen die daraus resultierenden Minderungen des QoS tolerieren können. Derartige Einschränkungen sind insbesondere auch bei der Zugangskontrolle zu berücksichtigen.

### 3 Verkehrscharakterisierung und Verbindungsparameter

Bezüglich der Verkehrscharakteristik lassen sich in ATM-Netzen zwei Dienstekategorien unterscheiden:

- Dienste mit konstanten Bitraten („Constant Bit Rate services“, CBR-Dienste), die durch konstante Zellenzwischenankunftszeiten gekennzeichnet sind.
- Dienste mit variablen Bitraten („Variable Bit Rate services“, VBR-Dienste), die beliebig verteilte Zellenzwischenankunftszeiten besitzen.

Die verschiedenen Zellströme können anhand eines einfachen mathematischen Quellenmodells (siehe auch Bild 3) veranschaulicht werden [41]:

Eine Quelle kann sich in  $M$  verschiedenen Zuständen befinden. Im Zustand  $k$ ,  $1 \leq k \leq M$ , sendet sie ihre Zellen mit einer konstanten Rate  $R_k$  für eine beliebig verteilte Zustandsdauer  $V_k$ . Danach geht sie mit einer zu definierenden Wahrscheinlichkeit in einen anderen Zustand  $j$ ,  $1 \leq j \leq M$ ,  $k \neq j$ , über.

Eine Quelle wird im folgenden als aktiv bezeichnet, wenn sie sich in einem Zustand  $k$  mit  $R_k > 0$  befindet.

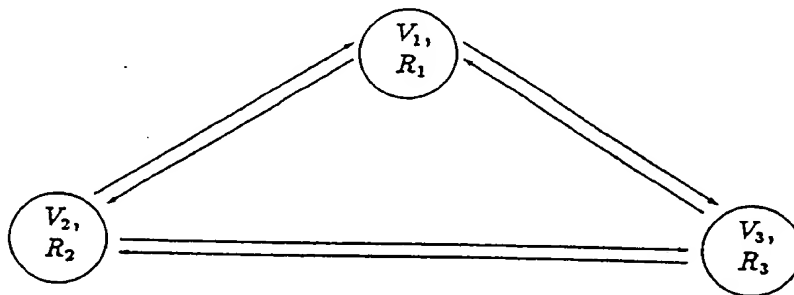


Bild 3 Modell für ATM-Quellen mit  $M = 3$  Zuständen.

Zur Beschreibung der verschiedenen Verbindungen, aufgefaßt als Verkehrsquellen, sind die Modellparameter wie folgt zu setzen:

- CBR-Dienste:  $M=1$  und  $R_1$  ist entsprechend der konstanten Bitrate gewählt.

- VBR-Dienste:  $M$  beliebig und  $R_M > \dots > R_2 > R_1 \geq 0$ .  
Insbesondere sind die sogenannten Ein/Aus-Quellen durch  $M = 2$  und  $R_2 > R_1 = 0$  gekennzeichnet.

Wird die Anzahl  $M$  der Zustände groß gewählt und die Verweildauern  $V_k$ ,  $1 \leq k \leq M$ , klein, so kann die Modellierung auch für die Approximation von Diensten, deren gesendete Information keiner diskreten Zeitreihe entspricht (z.B. Video), eingesetzt werden.

Das Modell wurde vielfach als Grundlage für die Untersuchung der verschiedenen Mechanismen im Bereich der Verkehrskontrolle verwendet (siehe z.B. [27], [36], [44], [50]) und wird derzeit auch zur Spezifikation von Dienstklassen herangezogen (siehe [16]).

Das mathematische Modell kann auf sogenannte Verbindungsparameter abgebildet werden, welche die wesentlichen Verkehrscharakteristiken beschreiben, auf die sich wiederum die UPC/NPC- und CAC-Funktion abstützen können. Es ist davon auszugehen, daß jeder Verbindung eine bestimmte Anzahl an Verbindungsparametern zugeordnet wird, die im Netz gespeichert und damit der Verkehrskontrolle zugänglich sind. Dabei sollten die Parameter

- vom Teilnehmer beschreibbar,
- mit hinreichender statistischer Sicherheit kontrollierbar (auch bei variierenden Zellverzögerungszeiten (Zelljitter)),
- einfach zu implementieren und
- aussagekräftig, beziehungsweise hilfreich in Bezug auf die CAC-Funktion sein.

Die Berücksichtigung der folgenden Verkehrsparameter ist denkbar:

1. *Spitzenbitrate* („peak rate“) ist definiert als die höchste Bitrate, die während einer Verbindung auftreten kann. Analog ist die *Spitzenzellrate* definiert.

Sie kann wie folgt bestimmt werden:

(a) Kehrwert derjenigen Größe, die den minimalen Abstand zwischen zwei aufeinanderfolgenden Zellen kennzeichnet.

(b) Maximale Anzahl von Zellen in einem festzulegenden Zeitintervall (auch „virtuelle Spitzenbitrate“ oder „integrierte Spitzenbitrate“ genannt).

2. *Durchschnittsbitrate* („mean rate“ oder „average rate“) ist definiert als die Anzahl der gesendeten Zellen während der Verbindungsdauer, dividiert durch die Länge der Verbindungsdauer.

Sie kann folgendermaßen festgelegt werden:

(a) Anzahl von Zellen in einem zu definierenden Zeitintervall, dividiert durch die Länge des Beobachtungszeitraums (auch unter dem Begriff „virtuelle Durchschnittsbitrate“ bekannt).

3. *Burstiness* bezeichnet das Verhältnis der Spitzenbitrate zur Durchschnittsbitrate.

4. *Spitzenbitratendauer* („peak duration“) ist die Zeitdauer, in der eine Quelle mit ihrer Spitzenbitrate Zellen sendet.
5. *Burstdauer* („burst length“, Burstlänge) ist ein Zeitintervall, in der eine Quelle aktiv ist. Dabei muß nicht unbedingt mit der Spitzenbitrate gesendet werden (siehe Quellenmodell).
6. *Zustandszwischenzeiten* („state interarrival times“) bezeichnen die minimalen Abstände aufeinanderfolgender gleicher Zustände  $k$ ,  $2 \leq k \leq M$  (bezogen auf das Quellenmodell).

Die hier aufgezählten Größen 1 bis 6 können für die Charakterisierung des zu erwartenden Zellstroms herangezogen werden. Ihre zentrale Bedeutung liegt insbesondere darin, daß sie die Grundlage für die gesamte Verkehrskontrolle bilden. Die Werte der in Betracht zu ziehenden Größen werden von der Parameterüberwachungsfunktion kontrolliert. Ferner bilden sie auch die Basis für die Entscheidung, ob eine zusätzliche Verbindung vom System zugelassen werden kann oder nicht.

Es ist allgemein anerkannt, daß die Spitzenbitrate in jedem Fall in Betracht gezogen werden soll. Für ihre Operationalisierung wurden zwei Alternativen vorgestellt. 1.(a) ist strikter als 1.(b), da in 1.(a) keinerlei Zelljitter akzeptiert wird. Mit 1.(b) sind ebenfalls einige Schwierigkeiten verbunden, die auch für die Ermittlung der Durchschnittsrate gemäß 2.(a) zutreffen: Ergebnisse einer Messung können nur Parameterschätzungen sein, deren Güte von den Längen der gewählten Zeitintervalle abhängt. Eine exakte Berechnung der Spitzen- beziehungsweise Durchschnittsbitrate ist nur dann möglich, wenn die Länge des Beobachtungsintervalls der jeweiligen Verbindungsdauer entspricht. Dies ist allerdings in der Praxis schwierig, da der dazu notwendige Implementierungsaufwand sehr hoch wäre. Ferner sollte die UPC/NPC-Funktion sofort und nicht erst am Ende der Verbindung eine Parameterüberschreitung erkennen und darauf reagieren können.

Die Definition des Begriffs „Burstiness“ ist in der Literatur häufig diskutiert worden. Wird eine Ein/Aus-Quelle betrachtet mit der mittleren aktiven Dauer  $A$  und der mittleren Pausendauer  $B$ , dann ist  $P := \frac{A}{(A + B)}$  die Wahrscheinlichkeit dafür, daß die Quelle aktiv ist.  $\frac{1}{P}$  ist ein Maß für „Burstiness“ und entspricht im Falle

einer Ein/Aus-Quelle dem Verhältnis der Spitzenbitrate zur mittleren Bitrate. Dieses Maß wurde auch auf Quellen mit anderen Verhaltensmustern übertragen. Inwiefern diese Spezifizierung gegenüber anderen Möglichkeiten vorzuziehen ist, ist noch offen. Eine Diskussion über alternative Definitionen des Begriffs ist beispielsweise in [6] und [15] zu finden.

Bei der Beschreibung der Spitzenbitratendauer kann von zwei unterschiedlichen Betrachtungsweisen ausgegangen werden:

- Wird die Quelle (der Zellbildner) als Bezugsgröße für die Definition der Spitzenbitratendauer genommen, so werden in dieser Phase ohne Unterbrechung Zellen gesendet; d. h., in diesem Fall kann, alternativ zur Zeitraumbetrachtung, die maximale Anzahl aufeinanderfolgender Zellen gemessen werden.

- Ist die Kapazität des Übertragungskanal das Bezugsmaß, so ist während der Spitzenbitratendauer der Abstand zwischen zwei aufeinanderfolgenden Zellen minimal. Das bedeutet, daß die Anzahl aufeinanderfolgender Zellen mit dem kleinstmöglichen Abstand als Maßzahl für „Peak Duration“ genommen werden kann.

Diese beiden Betrachtungsweisen sind auch bei der Messung der Zustandszwischenzeiten zu berücksichtigen.

## 4 Parameterüberwachung

### 4.1 Allgemeines

Wenn der Benutzer eines ATM-Dienstes beim Verbindungsaufbau die Verbindungsparameter spezifiziert hat, so ist damit die Einhaltung der von ihm angegebenen Werte noch nicht gesichert. Die Parameterüberwachung ist daher eine notwendige Komponente, welche die vereinbarten Schranken für die Verkehrsparameter kontrolliert, um damit die QoS-Anforderungen aller vorhandenen Verbindungen zu garantieren.

Falls die vereinbarten Schranken der Parameter überschritten werden, sind verschiedene Maßnahmen denkbar:

- Zellen zu Verlust gehen lassen („cell discarding“),
- Zellen zu kennzeichnen, welche die Schranken überschreiten („cell marking“, „tagging cells“),
- die Verbindung abubrechen („releasing the connection“).

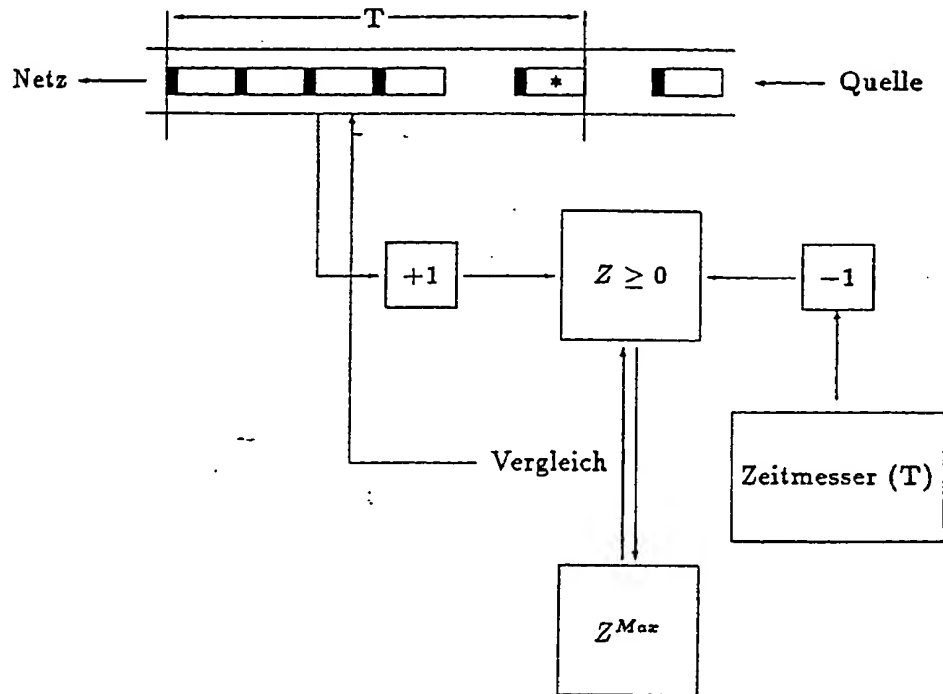
In der Literatur gibt es bereits eine Vielzahl von Veröffentlichungen, die sich mit verschiedenen Parameterüberwachungsfunktionen beschäftigen (siehe z. B. [1], [9], [23], [27], [29], [31], [39], [47], [50], [51], [53]). Es werden nun die am meisten untersuchten UPC-Algorithmen („Policing Functions“) für die Überwachung des von einer Quelle erzeugten Informationsstroms vorgestellt.

Aus Gründen der Einfachheit wird bei der Beschreibung nur das Ablehnen von Zellen (Zellverlust) betrachtet. Die UPC-Mechanismen sind prinzipiell auch im Rahmen von NPC anwendbar.

### 4.2 Beschreibung von UPC-Mechanismen

#### 4.2.1 Leaky Bucket

Die Leaky Bucket (LB)-Mechanismus besteht aus einem Zähler  $Z$  („Counter“), welcher bei Ankunft einer Zelle um 1 erhöht wird und mit konstanter Rate (Durchlaßrate, „Leak“-Rate) reduziert wird, d.h., am Ende eines festen Zeitintervalls der Länge  $T$  löst ein Zeitmesser („Timer“) die Reduktion des Zählers um 1 aus (siehe auch Bild 4).



**Bild 4** Leaky Bucket. (Beispiel: Ist die Parameterkonstellation durch  $T = 6$  Zeiteinheiten und  $Z^{Max} = 4$  gegeben, so geht die mit \* markierte Zelle zu Verlust.)

Ist die Zellrate größer als die Durchlaßrate, steigt der Zählerstand. Würde dabei der maximale Zählerstand  $Z^{Max}$  („bucket size“, „credit“) überschritten, gehen Zellen zu Verlust.

Sei  $Z_r$  der Zählerstand am Ende des  $r$ -ten Zeitintervalls der Länge  $T$ , und  $X_r$  sei die Anzahl der eintreffenden Zellen im  $r$ -ten Intervall der Länge  $T$ . Dann gilt die folgende Rekurrenzbeziehung ([31]):

$$Z_r = \begin{cases} Z_{r-1} + X_r - 1, & \text{falls } Z_{r-1} + X_r - 1 < Z^{Max} \text{ und } Z_{r-1} > 1 \\ X_r, & \text{falls } Z_{r-1} + X_r - 1 < Z^{Max} \text{ und } Z_{r-1} \leq 1 \\ Z^{Max}, & \text{falls } Z_{r-1} + X_r - 1 \geq Z^{Max}. \end{cases}$$

Die beiden folgenden Größen können bei der Kontrolle der Verbindungsparameter eingesetzt werden:

- die Leak-Rate  $\frac{1}{T}$
- die Speicherkapazität  $Z^{Max}$ .

Durch entsprechendes Einstellen der Durchlaßrate und der Speichergröße können verschiedene Verbindungsparameter überwacht werden.

Zur Berechnung der Zellverlustwahrscheinlichkeit kann der LB-Mechanismus durch ein G/D/1/K-Warteschlangensystem dargestellt werden. Dieses Modell besteht aus einem Bediener mit konstanter Bedienzeit  $D$ , einem endlichen Speicher

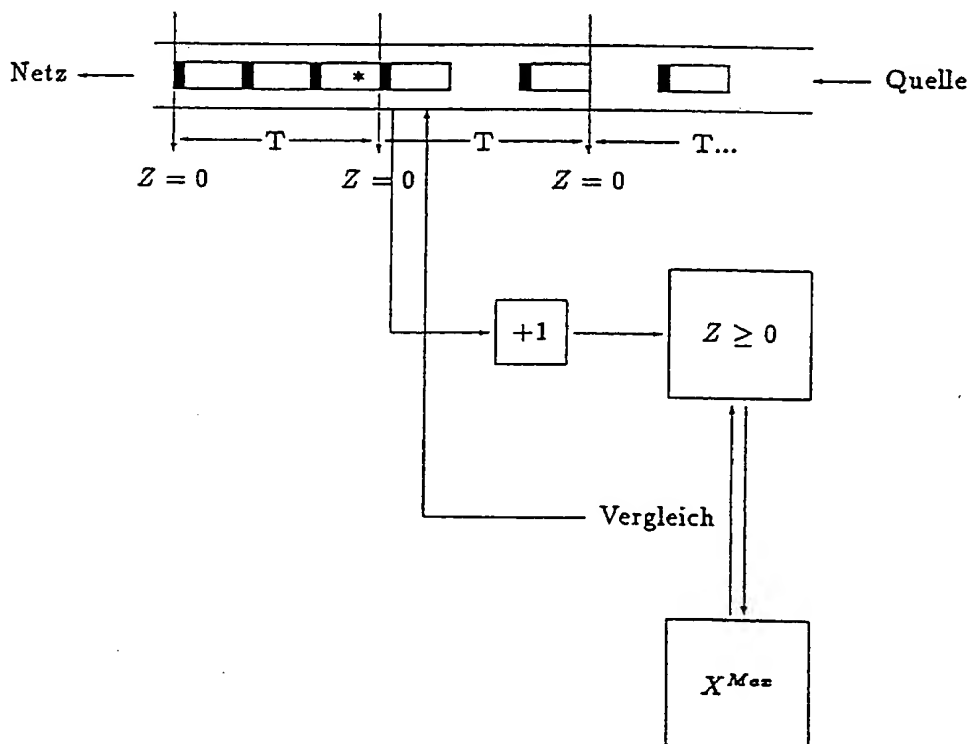
mit  $K$  Warteplätzen und einem Ankunftsprozeß  $G$  mit beliebig verteilten Zwischenankunftszeiten. Zur Modellierung des UPC-Mechanismus werden die Parameter wie folgt gesetzt: Die Bediendauer  $D$  beschreibt die Intervalllänge  $T$ ,  $G$  den Ankunftsprozeß der Zellen und  $K$  die Speichergröße  $Z^{Max}$ .

Es ist zu beachten, daß bei der Anwendung des LB-Algorithmus die Zellen nicht real im Speicher warten und somit auch keine Verzögerung erfahren.

#### 4.2.2 Jumping Window

Beim Jumping Window (JW)-Algorithmus (Bild 5) wird die Zeitachse ebenfalls in unmittelbar aufeinanderfolgende Zeitintervalle mit jeweils  $T$  Zeitschlitten eingeteilt. Je Zeitfenster ist die Anzahl der eintreffenden Zellen zu zählen. Dabei werden in jedem Intervall höchstens  $X^{Max}$  Zellen zugelassen. Würde die Grenze  $X^{Max}$  überschritten, werden die betreffenden Zellen abgewiesen.

Am Ende eines jeden Intervalls der Länge  $T$  wird der Zähler  $Z$  auf 0 zurückgesetzt.



**Bild 5** Jumping Window. (Beispiel: Ist die Parameterkonstellation durch  $T = 3$  Zeiteinheiten und  $X^{Max} = 2$  gegeben, so geht die mit \* markierte Zelle zu Verlust.)

### 4.2.3 Triggered Jumping Window

Bei dem Triggered Jumping Window (TJW)-Mechanismus (auch unter dem Namen „Stepping Window“ bekannt) handelt es sich um eine modifizierte Version der JW-Methode. Der einzige Unterschied gegenüber dem vorhergehenden Verfahren besteht darin, daß bei dem TJW-Mechanismus die nachfolgenden Zeitintervalle der Länge  $T$  erst mit der Ankunft einer neuen Zelle beginnen (Bild 6).

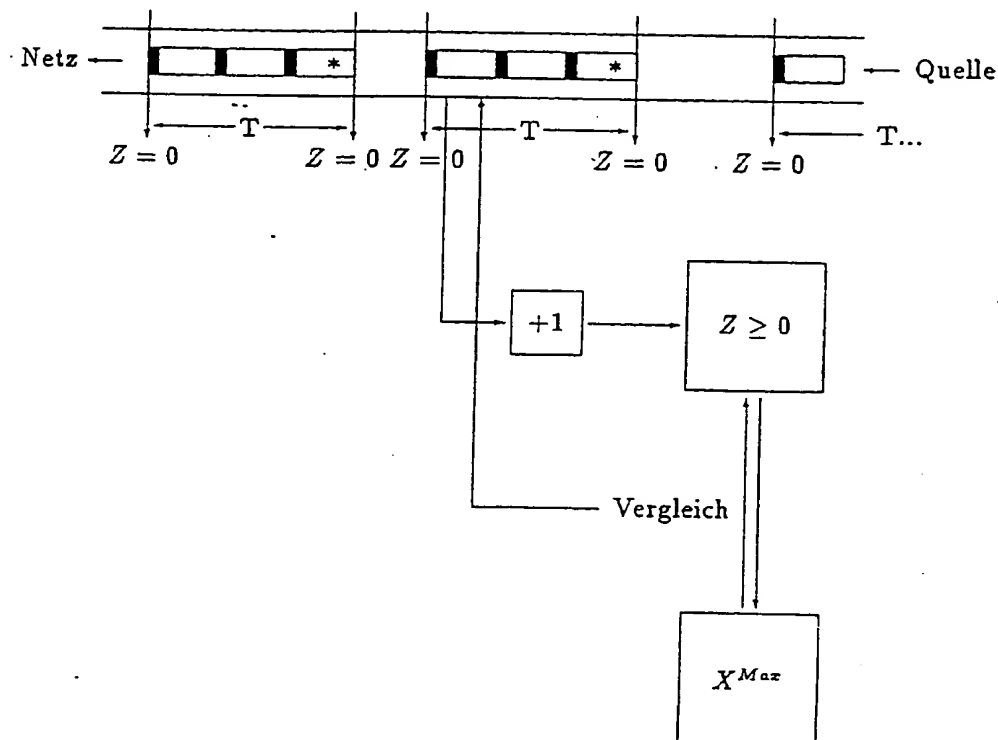
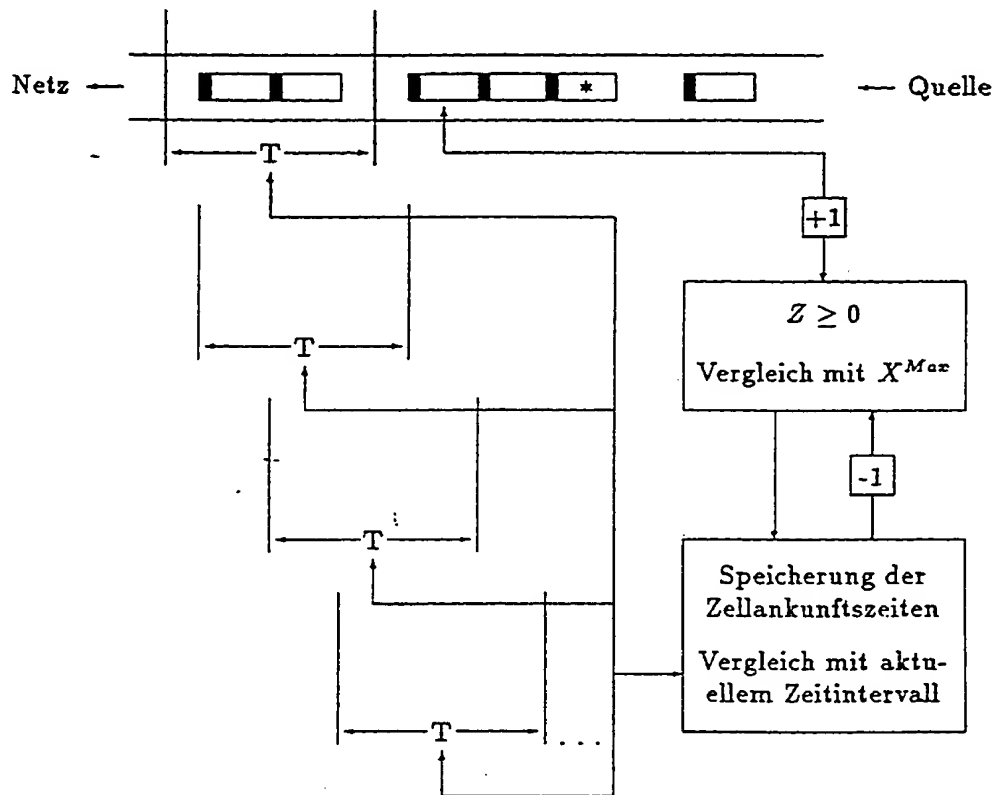


Bild 6 Triggered Jumping Window. (Beispiel: Ist die Parameterkonstellation durch  $T = 3$  Zeiteinheiten und  $X^{Max} = 2$  gegeben, so gehen die mit \* markierten Zellen zu Verlust.)

### 4.2.4 Moving Window

Der Moving Window (MW)-Algorithmus kann durch ein Fenster veranschaulicht werden, das sich stetig entlang der Zeitachse bewegt und die jeweils letzten  $T$  Zeitschlitze umfaßt (siehe Bild 7). Die Anzahl der Zellankünfte im Zeitintervall der Länge  $T$  wird durch einen Schwellenwert  $X^{Max}$  limitiert. Die Ankunftszeit jeder Zelle wird gespeichert, und der Zähler  $Z$  erhöht sich bei Ankunft einer jeden Zelle um 1. Würde die Grenze  $^{Max}$  überschritten, werden die betreffenden Zellen abgewiesen. Ist seit dem Ankunftszeitpunkt der am längsten registrierten Zelle die Zeit  $T$  vergangen, wird diese Eintragung gelöscht und der Zähler um 1 reduziert.



**Bild 7** Moving Window. (Beispiel: Ist die Parameterkonstellation durch  $T = 3$  Zeiteinheiten und  $X^{Max} = 2$  gegeben, so geht die mit \* markierte Zelle zu Verlust.)

#### 4.2.5 Exponentielles Glättungsverfahren

Dieser Mechanismus beruht (wie der Jumping Window-Mechanismus) auf der Beobachtung des Zellstroms in aufeinanderfolgenden Zeitfenstern der Länge  $T$ . Sei  $X_r$  die Anzahl der Zellankünfte im  $r$ -ten Intervall der Länge  $T$ . Das exponentielle Glättungsverfahren („Exponentially Weighted Moving Average“-Verfahren oder EWMA-Verfahren) ist der Übergang von der Zeitreihe mit den Werten  $(X_r)_{r \geq 1}$  zu einer Zeitreihe  $(S_r)_{r \geq 0}$ , wobei zur Bestimmung von  $S_r$  alle Vorgänger von  $X_r$  verwandt werden, d. h.

$$\begin{aligned}
 S_r &= \alpha \cdot X_r + (1 - \alpha) \cdot S_{r-1} \\
 &= \sum_{n=0}^{r-1} \alpha \cdot (1 - \alpha)^n \cdot X_{r-n} + (1 - \alpha)^r \cdot S_0 \\
 &= \sum_{n=0}^{r-1} \beta_n \cdot X_{r-n} + (1 - \alpha)^r \cdot S_0.
 \end{aligned}$$

Der Parameter  $\alpha$  muß zwischen 0 und 1 liegen, und die Werte  $\beta_n := \alpha \cdot (1 - \alpha)^n$  sind die sogenannten Bewertungsfaktoren beziehungsweise Gewichte des Verfahrens. Der Anfangszustand  $S_0$  kann beliebig festgesetzt werden.



Sobald  $S_t$  ein vorgegebenes Limit  $S^{Max}$  überschreitet, gehen Zellen zu Verlust.

Aus den Gewichten  $\beta_n$  erklärt sich auch der Name dieses Verfahrens, denn die Werte  $\beta_n$  nehmen mit wachsendem  $n$  exponentiell ab, wenn der Parameter  $\alpha$  zwischen 0 und 1 gewählt wird (siehe auch Bild 8).

Je kleiner  $\alpha$  ist, desto ausgeprägter ist die Glättungseigenschaft des Verfahrens, d. h., desto größer ist der Einfluß der in den vorausgegangenen Intervallen eingetroffenen Zellen.

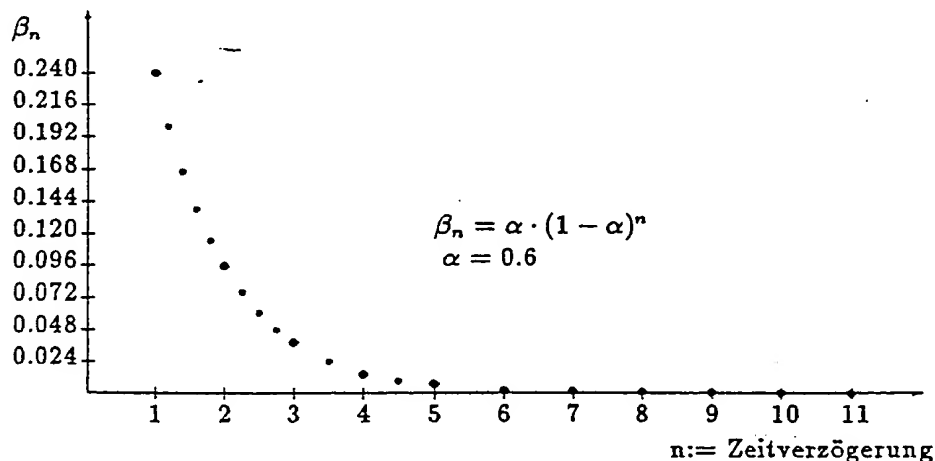


Bild 8 Exponentielles Glättungsverfahren.

#### 4.2.6 Mehrdimensionale Verfahren

Die Implementierung mehrerer Leaky Buckets und/oder Fenstermechanismen (die in den Abschnitten 4.2.1–4.2.5 vorgestellt worden sind), erlaubt eine Überwachung des Zellstroms hinsichtlich mehrerer Kriterien. So können z. B. die in Kapitel 3 aufgezählten Verbindungsparameter für jede Quelle kontrolliert werden. Dabei ergeben sich für die Anordnung der UPC-Algorithmen verschiedene Möglichkeiten, wie beispielsweise

- Hintereinanderschaltung (Bild 9) und
- Parallelschaltung (Bild 10).

Es ist auch eine Mischung aus hintereinander- und parallelgeschalteten UPC-Mechanismen denkbar. Die Frage, ob eine parallele Struktur in der Kontrollebene gegenüber einer sequentiellen Anordnung zu einer Leistungssteigerung des Systems führt, ist derzeit noch nicht untersucht worden.

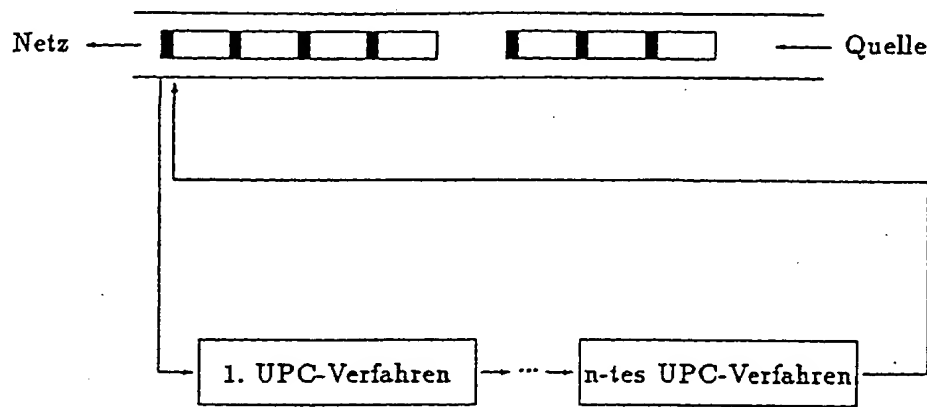


Bild 9  $n$ -dimensionaler UPC-Mechanismus mit serieller Anordnung.

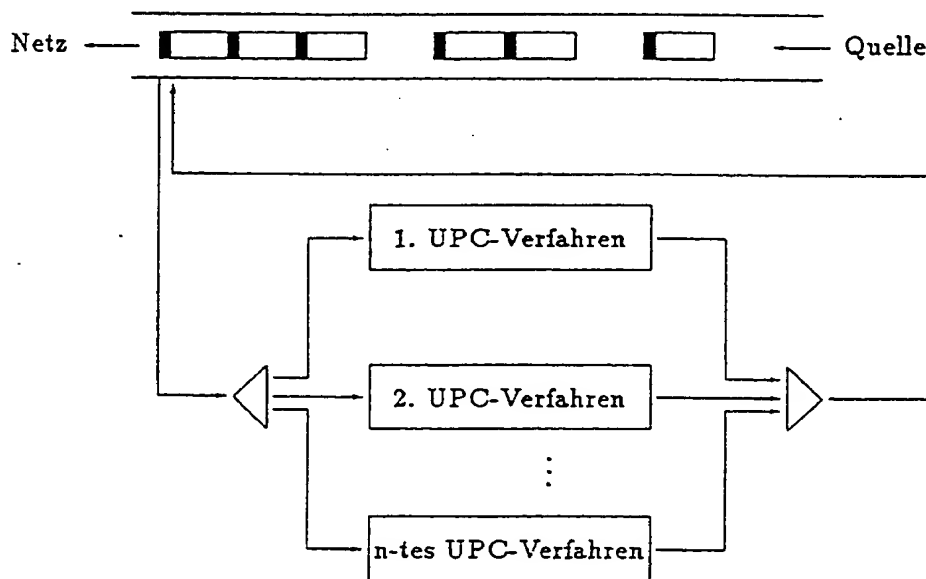


Bild 10  $n$ -dimensionaler UPC-Mechanismus mit paralleler Anordnung.

#### 4.3 Gegenüberstellung der UPC-Mechanismen

Die Leistungsfähigkeit der beschriebenen UPC-Verfahren kann unter den folgenden Gesichtspunkten beurteilt werden:

- K1 Wahrscheinlichkeit, daß bei einer Quelle, welche die festgelegten Schranken einhält, Zellen zu Verlust gehen („Fehler 1. Art“);
- K2 Wahrscheinlichkeit, daß bei einer Quelle, welche die festgelegten Schranken für die Parameterwerte überschreitet, keine Zellen zu Verlust gehen („Fehler 2. Art“);

- K3 Verzögerungszeit zwischen der Überschreitung der vereinbarten Parameterwerte und dem daraus resultierenden Zellverlust („dynamische Reaktionszeit“);
- K4 Komplexität der Implementierung.

Auf der Grundlage mathematischer Analysen und rechnergestützter Simulationen lassen sich die folgenden allgemeinen Aussagen zusammenfassen:

- Verkehr mit relativ gleichmäßigem Zellstrom ist besser kontrollierbar als Verkehr, der eine hohe Variabilität (hohe Burstiness) aufweist.
- Die Durchschnittsbitrate ist praktisch nicht kontrollierbar, da die Überwachung der Quellen nur über kurze Zeitspannen möglich ist. Die Verlängerung der Beobachtungsintervalle würde zu hohen „dynamischen Reaktionszeiten“ und zu einem erheblichen Implementierungsaufwand führen. Somit stimmen die gemessenen und tatsächlichen Durchschnittsbitraten nicht überein, d. h., die Mechanismen können das reale Verhalten der Quellen nur näherungsweise erfassen.
- Die Reaktionszeit auf die Überschreitung der Parameterschranken ist bei der LB-Methode linear abhängig vom maximalen Zählerstand  $Z^{Max}$  ([47]).
- Die JW-Methode und das TJW-Verfahren sind „gedächtnislos“, da mit dem Start eines neuen Beobachtungsintervalls keine Informationen über den Verlauf des bisherigen Zellstroms mehr vorhanden sind. Hingegen berücksichtigen die anderen genannten Methoden auch die in der Vergangenheit gesendeten Zellen, d. h., sie zeichnen sich durch eine höhere Informationsspeicherung aus.
- Bislang konnten keine generellen Aussagen darüber gemacht werden, welche UPC-Funktion die Kriterien K1 und K2 zur Beurteilung der Verfahren am besten erfüllt. Das Verhalten aller UPC-Mechanismen ist maßgeblich durch die zugrundeliegenden Verkehrsströme der Quellen und durch die Systemparameter bestimmt. Aussagen über die Leistungsfähigkeit der untersuchten Parameterüberwachungsmethoden besitzen daher nur Gültigkeit unter den jeweils definierten Modellvoraussetzungen.

## 5 Zugangskontrolle

### 5.1 Allgemeines

Die Zugangskontrolle wird beim Verbindungsaufbau vorgenommen. Sie entscheidet darüber, ob eine neue Verbindung im ATM-Netz zugelassen werden kann oder nicht. Entsprechend der Wegemöglichkeiten (Routing) zu dem gewünschten Ziel wird jeder Verbindungsabschnitt dahingehend geprüft, ob er für die neue Verbindung genutzt werden kann. Dies ist nur dann der Fall, wenn die noch zur Verfügung stehende Kapazität ausreicht, die Dienstgüteanforderungen der neuen Verbindung zu befriedigen, ohne daß die der bereits bestehenden Verbindungen verletzt werden. In leitungsvermittelten Netzen wird dabei der Multiplexrahmen nach einem noch freien Kanal (Zeitschlitz) abgesucht. In ATM-Netzen gibt es diese feste Zuordnung nicht, so daß die belegte (beziehungsweise noch freie) Kapazität auf andere Weise bestimmt werden muß.

Hierfür wird eine *Zugangskontrollfunktion (CAC-Funktion)*, d. h. ein Verfahren definiert, das aus den gegebenen *Netzressourcen*, wie z. B. der Übertragungskapazität, Kanalkapazität und Größe der Speicherelemente sowie den mit dem Teilnehmer *vereinbarten Parametern* („negotiated contract“) anhand von Verbindungsparametern und Dienstgüteklassen (QoS-Anforderungen) die gewünschte Information ableitet.

Folgende Kriterien sind bei der Wahl der CAC-Funktion zu berücksichtigen:

- Die QoS-Anforderungen müssen garantiert werden.
- Die Berechnungen müssen auf Verbindungsparametern beruhen, die von UPC/NPC kontrollierbar sind (und auch kontrolliert werden).
- Eine effiziente Netzauslastung ist anzustreben. Statistisches Multiplexen sollte unterstützt werden können.
- Das Verfahren sollte nur kurze Rechenzeit benötigen, um den Verbindungsaufbau nicht zusätzlich zu verzögern.

Die exakte Berechnung des Zellverlustes ist in vielen Fällen sehr komplex und bedarf längerer Rechenzeit, so daß die CAC-Funktion auf einem Kompromiß zwischen Genauigkeit und Handhabbarkeit beruhen muß. In diesem Kapitel werden einige der vorgeschlagenen CAC-Funktionen beschrieben. Eine ausführlichere Darstellung ist in [2], [3], [14], [17], [18], [28], [30], [42], [45], [48], [49] und [55] sowie in [36] und in der dort zitierten Literatur zu finden.

## 5.2 Grundlagen

Eine CAC-Funktion ist bestimmt durch die zugrundegelegte *Verkehrsbeschreibung*, anhand derer *Kenngößen* definiert sind, die es gestatten, einen möglichen Zellverlust zu messen beziehungsweise abzuschätzen. Für diese Kenngößen werden *Schranken* festgelegt, die so zu wählen sind, daß die QoS-Anforderungen erfüllt sind.

In zahlreichen Untersuchungen möglicher CAC-Funktionen hat sich die im folgenden skizzierte Verkehrsbeschreibung als sinnvoll erwiesen.

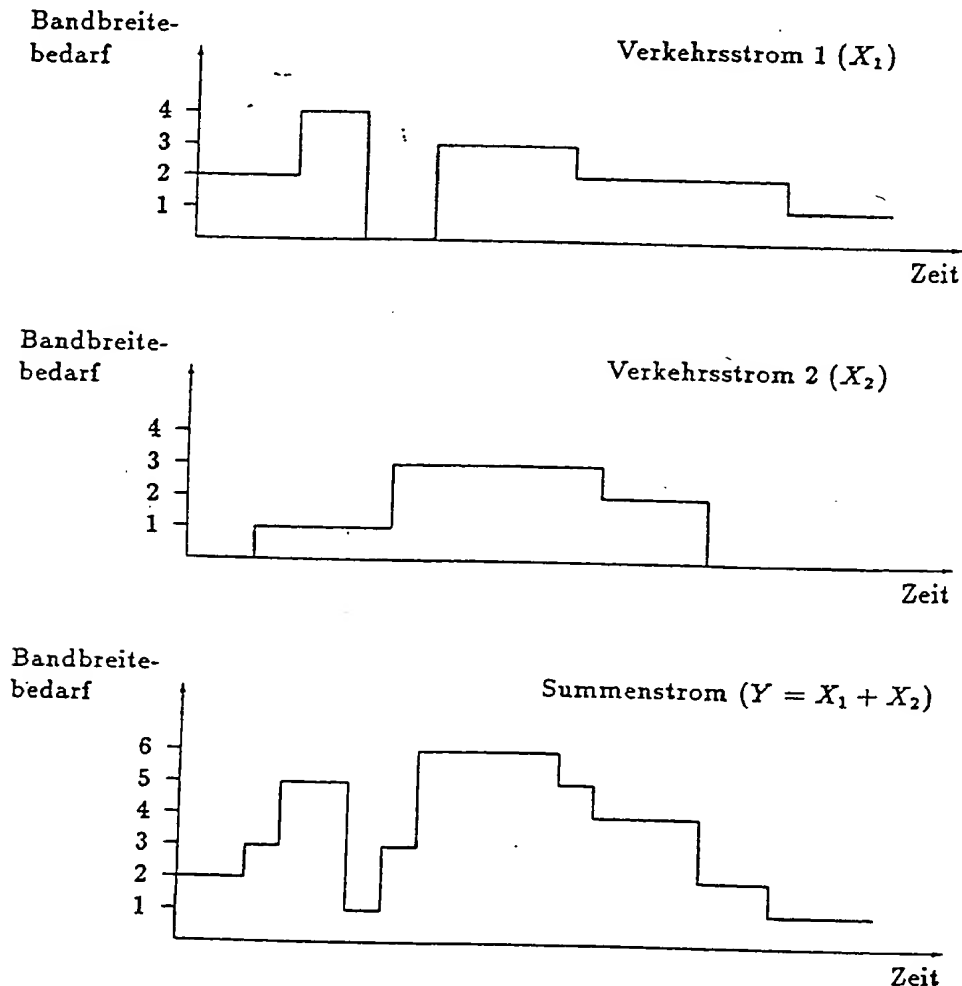
Zur Vereinfachung der Darstellung werden die möglichen Verbindungen in ATM-Netzen anhand ihrer Verbindungsparameter und Dienstgüteklassen in *Verkehrstypen* eingeteilt. Die Anzahl der so definierten Verkehrstypen sei  $S$ . Damit kann auf der Verbindungsebene die Nutzung eines Verbindungsabschnitts durch einen Vektor  $(N_1, \dots, N_S)$  beschrieben werden, wobei  $N_i, i=1, \dots, S$ , die Anzahl der bestehenden Verbindungen vom Typ  $i$  bezeichnet.

Mit Hilfe von Zufallsvariablen  $X_i, i=1, \dots, S$ , werden die Zellströme der Verkehrstypen charakterisiert. In Anlehnung an das im Kapitel 3 vorgestellte Quellenmodell wird hierfür die Beschreibung auf der Zustandsebene (Burst-Ebene) gewählt. Die Verteilung  $P(X_i)$  der Zufallsvariablen  $X_i$  gibt dabei die Wahrscheinlichkeiten an, in einem der möglichen Zustände  $k, k=1, \dots, M$ , zu sein oder, anders ausgedrückt, einen

Bandbreitebedarf von  $R_k$  Zellen pro Zeiteinheit (beziehungsweise umgerechnet in bit/s) zu haben. Die Zufallsvariable

$$Y := \sum_{i=1}^S N_i \cdot X_i$$

kennzeichnet den Bandbreitebedarf des durch Überlagerung (Superposition) der einzelnen Verbindungen auf dem betrachteten Abschnitt entstandenen Zellstroms (Bild 11).

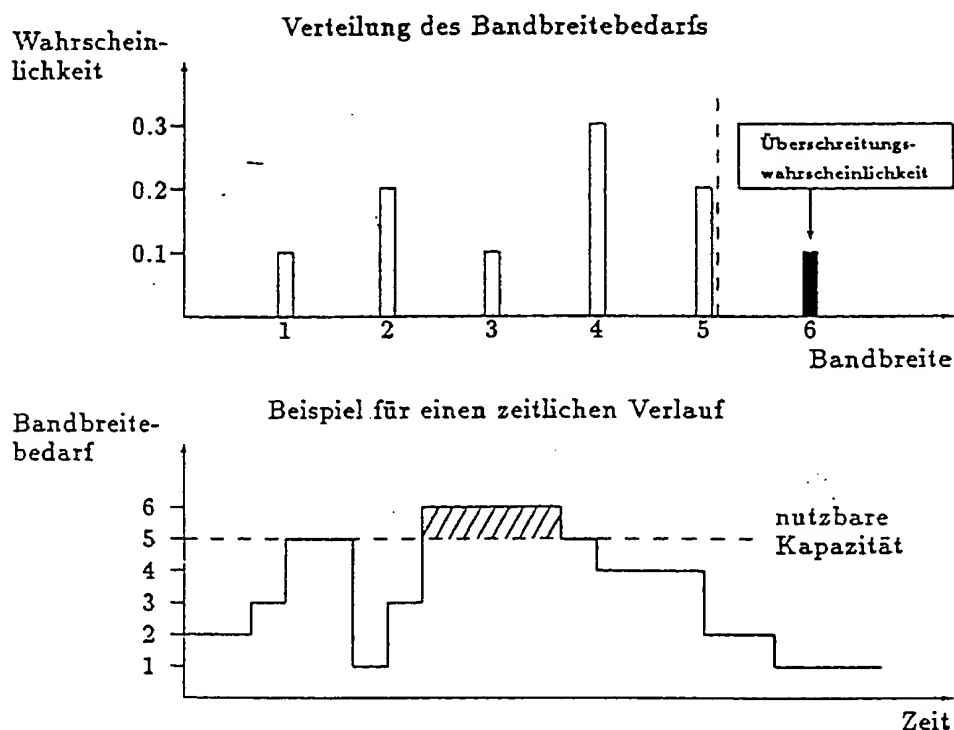


**Bild 11** Überlagerung zweier Verkehrsströme im zeitlichen Verlauf.

Als Kenngröße wurde vielfach die sogenannte Überschreitungswahrscheinlichkeit („congestion probability“) vorgeschlagen. Sie gibt die Wahrscheinlichkeit dafür an, daß der Bandbreitebedarf größer ist als eine vorgegebene Kapazität (siehe Bild 12).

Die Überschreitungswahrscheinlichkeit ist ein Indikator für Zellverlust, wobei aber zu berücksichtigen ist, daß Zellverluste auch auftreten können, wenn die zur Verfügung stehende (Kanal-)Kapazität niemals überschritten wird. Als Beispiel ist

die Überlagerung von CBR-Verbindungen zu nennen. Simulative und analytische Studien ergaben für 64 kbit/s-Verbindungen auf einem 155,52 Mbit/s-Kanal, daß bei einer Auslastung bis zu  $\rho = 0,85$  der Zellverlustanteil kleiner als  $10^{-10}$  ist [32]. Für andere Verkehrsströme beziehungsweise Kanalkapazitäten wurden auch geringere Werte (z. B.  $\rho = 0,80$ ) ermittelt (siehe z. B. [32], [36], [44]).



**Bild 12** Überschreitungswahrscheinlichkeit. (Beispiel: Die Wahrscheinlichkeit, die nutzbare Kapazität von 5 zu überschreiten, beträgt 0,1.)

Zahlreiche weitere Parameter wurden dahingehend untersucht, inwieweit sie innerhalb der Zugangskontrolle verwendet werden können. Für ihre Beschreibung wird auf [30], [36], [42] und [48] verwiesen.

Aus Rechenzeitgründen ist anzustreben, die CAC-Funktion auf möglichst wenige Kenngrößen und Entscheidungskriterien abzustützen, die zudem eine einfache Implementierung mit geringem Speicheraufwand gestatten. Da die Überschreitungswahrscheinlichkeit für spezielle Verkehrsströme sehr einfach bestimmt werden kann (siehe Abschnitt 5.3), wurde häufig vorgeschlagen, sie als einzige Kenngröße zu wählen. Unter Berücksichtigung einer maximal möglichen Auslastung (nutzbare Kapazität) lautet das Zulassungskriterium für diesen Fall:

Eine neue Verbindung des Verkehrstyps  $j$  wird nur dann zugelassen, wenn

$$P(Y + X_j > \rho \cdot C) < \epsilon,$$

wobei  $C$  die Kanalkapazität und  $\rho$  den Auslastungsfaktor bezeichnet. Die Schranke  $\epsilon$  ist entsprechend der Verbindung mit den höchsten QoS-Anforderungen festzulegen (z. B.  $\epsilon = 10^{-10}$ ). Auf welche Weise dies im Einzelfall geschehen kann, wurde in [36] untersucht.

### 5.3 Beschreibung der CAC-Funktionen

Die im folgenden genannten CAC-Funktionen unterscheiden sich hinsichtlich der Verkehrsbeschreibung und des mathematischen Verfahrens, anhand dessen die Kenngrößen, hier die Überschreitungswahrscheinlichkeit, bestimmt werden.

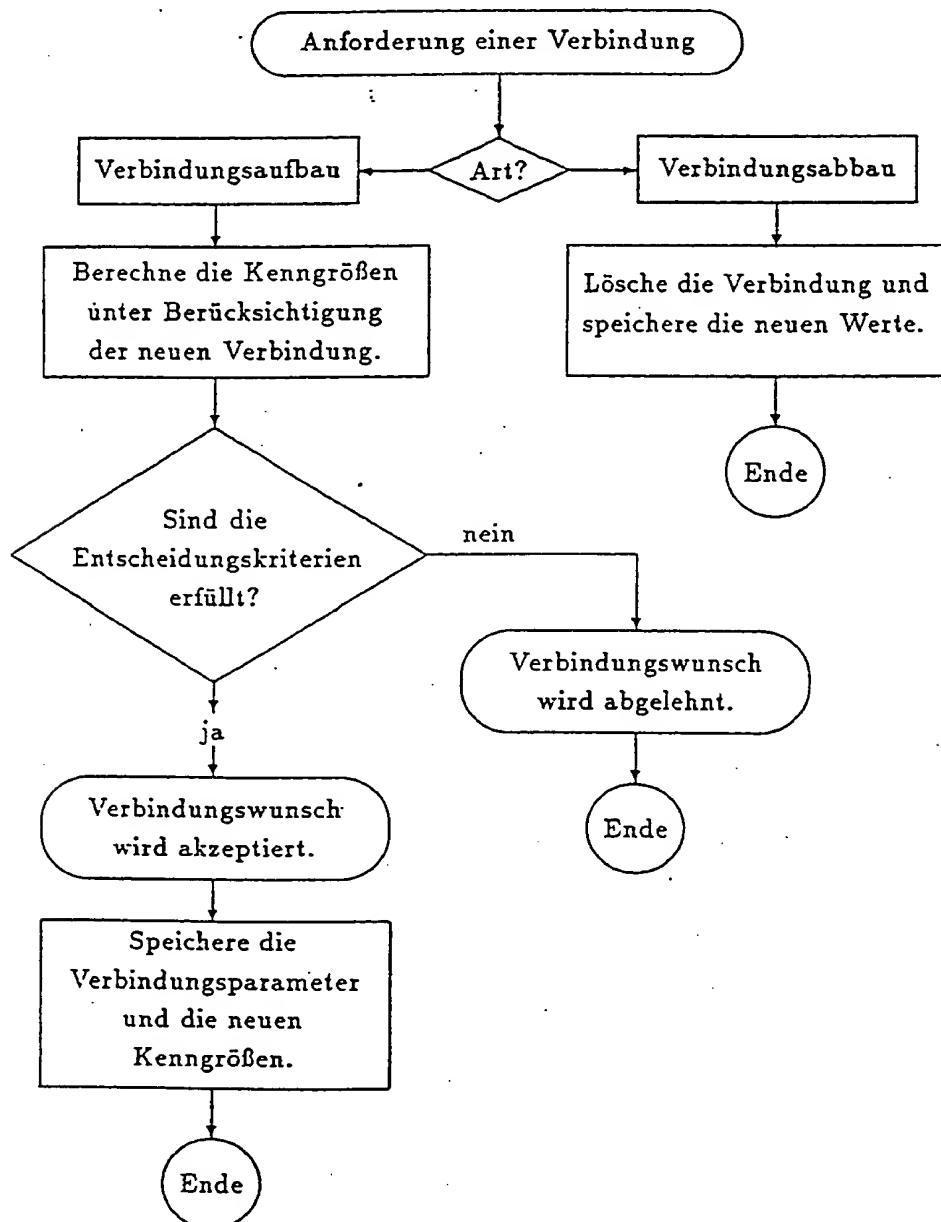
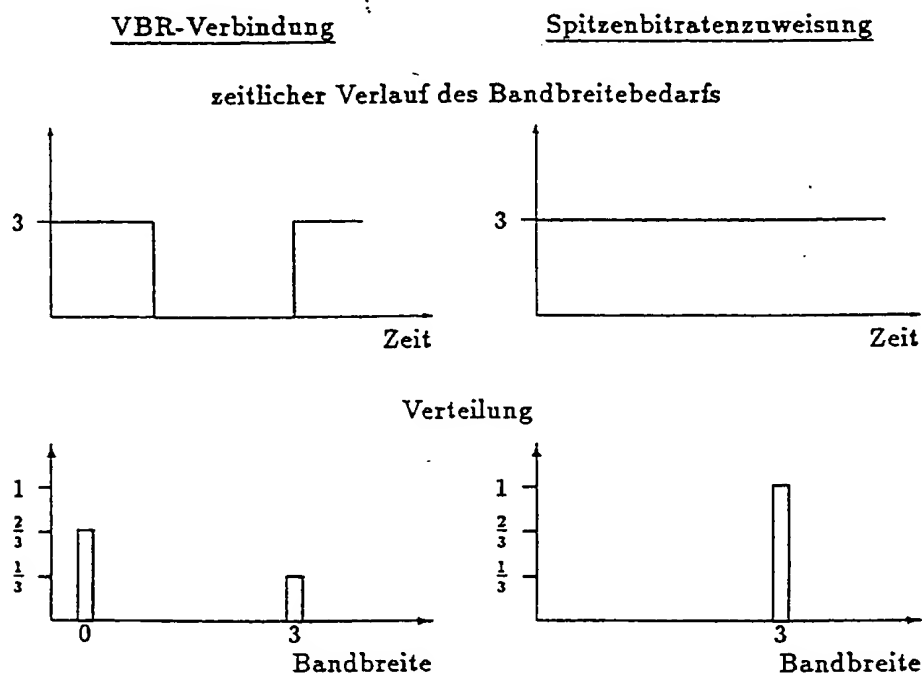


Bild 13 Flußdiagramm zum Ablauf beim Verbindungsaufbau und -abbau.

Jeder Verbindungsabschnitt wird mittels der CAC-Funktion auf Belegbarkeit hin überprüft. In Bild 13 ist der Ablauf beim Verbindungsaufbau und -abbau in schematischer Form dargestellt.

### 5.3.1 Spitzenbitratenzuweisung

Diese Methode ordnet jeder Verbindung die maximal benötigte Bandbreite entsprechend ihrer Spitzenbitrate zu („Peak Rate Allocation“). Dabei wird jede Verbindung  $i, i = 1, \dots, S$ , als CBR-Verbindung mit dem konstanten Bandbreitebedarf  $B_i$  angesehen. Die Zufallsvariable  $X_i$  kann nur den Wert  $B_i$  annehmen, d. h.  $P(X_i = B_i) = 1$  (siehe Bild 14).



**Bild 14** Spitzenbitratenzuweisung. (Beispiel: Zuordnung der Spitzenbitrate von  $B_i = 3$  an eine VBR-Verbindung mit Ein/Aus-Verhalten.)

Diese Eigenschaft gestattet, aus dem Kriterium für die Überschreitungswahrscheinlichkeit folgende einfache Entscheidungsregel abzuleiten:

#### Spitzenbitratenzuweisung

$(N_1, \dots, N_S)$  bezeichne die bereits bestehenden Verbindungen. Eine neue Verbindung des Verkehrstyps  $j$  wird nur dann zugelassen, wenn

$$\sum_{i=1}^S N_i \cdot B_i + B_j \leq \rho \cdot C.$$



Mit dieser Methode kann statistisches Multiplexen rein rechnerisch nicht unterstützt werden, da jeder Verbindung der maximale Bandbreitebedarf (die Spitzenbitrate) zugeordnet wird.

Die nun folgenden CAC-Funktionen beziehen die Möglichkeit zum statistischen Multiplexen mit ein. Als Maß für den statistischen Multiplexgewinn wird üblicherweise das Verhältnis zwischen der zugewiesenen Kapazität zur maximal benötigten Bandbreite angegeben.

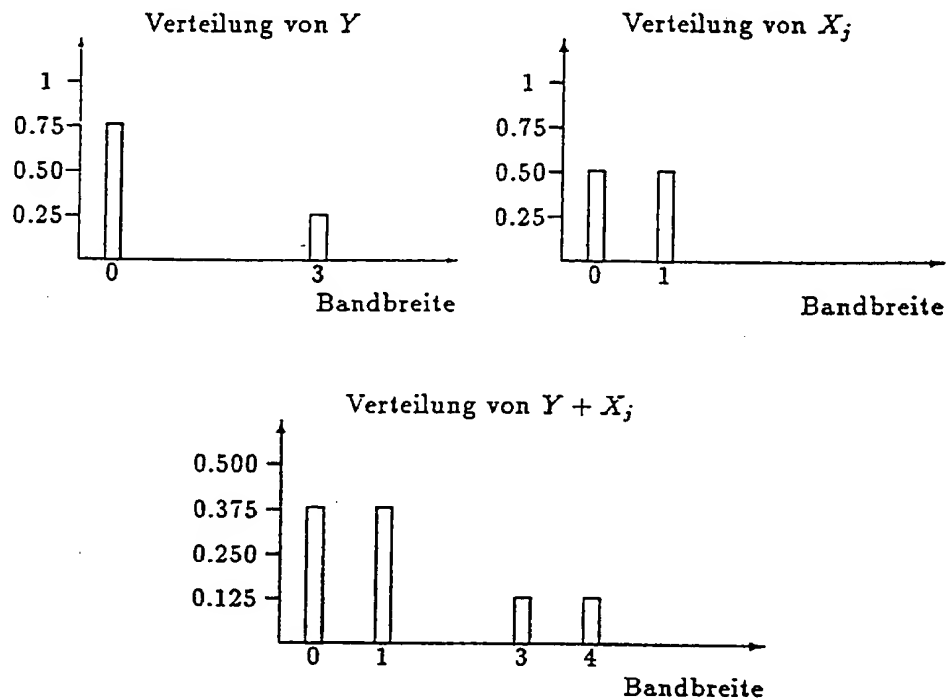
### 5.3.2 Faltungsmethode

Mit dem Faltungsalgorithmus kann die Verteilungsfunktion einer Zufallsvariablen, die aus der Überlagerung von einzelnen voneinander unabhängigen Zufallsvariablen resultiert, exakt bestimmt werden.

Die Verteilung des Bandbreitebedarfs eines Verkehrsstroms, der sich beispielsweise aus den Strömen  $Y$  und  $X_j$  zusammensetzt, ergibt sich aus dem sogenannten Faltungsprodukt

$$P(Y + X_j = n) = \sum_{k=0}^n P(Y = n - k) \cdot P(X_j = k),$$

wobei  $n$  die jeweils benötigte Bandbreite bezeichnet (Bild 15).



**Bild 15** Faltung zweier Zufallsvariablen. (Beispiel: Die Wahrscheinlichkeit, eine Kapazität von 3 zu überschreiten, beträgt 0,125 bei der Summenverteilung ( $Y + X_j$ ).)

Die auf die Überschreitungswahrscheinlichkeit aufbauende Entscheidungsregel lautet in diesem Fall:

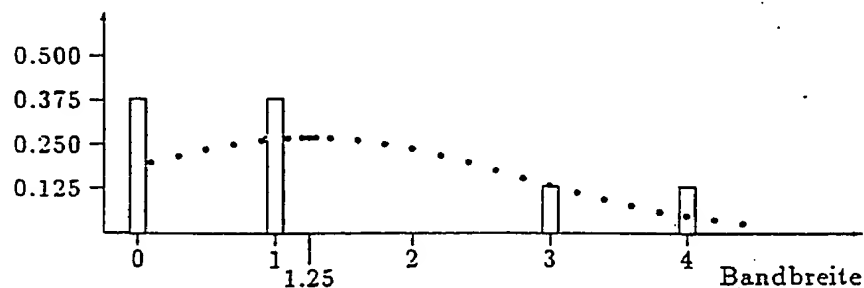
#### Faltungsmethode

$(N_1, \dots, N_S)$  bezeichne die bereits bestehenden Verbindungen. Eine neue Verbindung des Verkehrstyps  $j$  wird nur dann zugelassen, wenn

$$P(Y + X_j > \rho \cdot C) = \sum_{n > \rho \cdot C} P(Y + X_j = n) < \epsilon$$

#### 5.3.3 Zwei-Momentenmethode

Bei der Zwei-Momentenmethode wird in Anlehnung an den „Zentralen Grenzwertsatz“ (siehe z. B. [25]) die Verteilung des Bandbreitebedarfs aller existierenden Verbindungen anhand der Summe der Mittelwerte und der Varianzen der einzelnen Verbindungen durch eine Normalverteilung (mit eben diesem Mittelwert und dieser Varianz) approximiert (Bild 16).



**Bild 16** Zwei-Momentenmethode. (Beispiel: Approximation durch eine Normalverteilung mit Mittelwert 1,25 und Varianz 2,1875. Die Überschreitungswahrscheinlichkeit ergibt sich aus der Fläche unter der Glockenkurve. Für eine Kapazität von 3 beträgt sie hier 0,0786.)

Die Überschreitungswahrscheinlichkeit lässt sich mit Hilfe des  $\epsilon$ -Fraktils  $f_\epsilon$  der Standardnormalverteilung (Mittelwert = 0 und Varianz = 1) sehr einfach beschreiben. Daraus abgeleitet (siehe z. B. [36]) ergibt sich folgende Entscheidungsregel:

#### Zwei-Momentenmethode

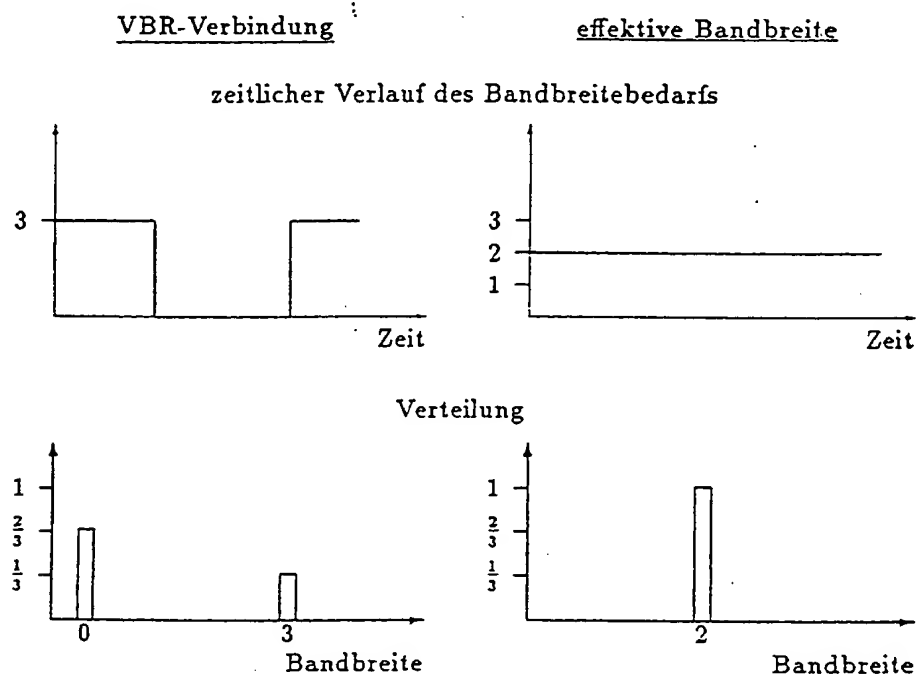
$(N_1, \dots, N_S)$  bezeichne die bereits bestehenden Verbindungen. Eine neue Verbindung des Verkehrstyps  $j$  wird nur dann zugelassen, wenn

$$\sum_{i=1}^S N_i \cdot E(X_i) + E(X_j) + f_\epsilon \cdot \left\{ \sum_{i=1}^S N_i \cdot V(X_i) + V(X_j) \right\}^{1/2} \leq \rho \cdot C$$

Hierbei bezeichnet  $E(X_i)$  den Erwartungswert (Mittelwert) und  $V(X_i)$  die Varianz der Zufallsvariablen  $X_i$ ,  $i = 1, \dots, S$ .

### 5.3.4 Linearer Ansatz

Der Lineare Ansatz basiert auf „effektiven Bandbreiten“  $B_i^{eff}$ ,  $i = 1, \dots, S$ , die für jeden Verkehrstyp in Abhängigkeit von der Verkehrscharakteristik und den QoS-Anforderungen bestimmt sind. Für CBR-Verbindungen ist die effektive Bandbreite gleich dem maximalen Bandbreitebedarf, während sie für VBR-Verbindungen zwischen dem mittleren und maximalen Bandbreitebedarf liegen sollte. Bei der Zugangskontrolle wird damit jede Verbindung vom Typ  $i$ ,  $i = 1, \dots, S$ , als eine mit konstantem Bandbreitebedarf  $B_i^{eff}$  behandelt (siehe Bild 17).



**Bild 17** Effektive Bandbreite beim Linearen Ansatz. (Beispiel: Zuordnung einer effektiven Bandbreite von  $B_i^{eff} = 2$  an eine VBR-Verbindung mit Ein/Aus-Verhalten (vergleiche Bild 14).)

Die Entscheidungsregel ergibt sich in Analogie zu der bei der Spitzenbitratenzuweisung, wobei hier die effektiven Bandbreiten addiert (lineare Funktion) werden:

#### Linearer Ansatz

$(N_1, \dots, N_S)$  bezeichne die bereits bestehenden Verbindungen. Eine neue Verbindung des Verkehrstyps  $j$  wird nur dann zugelassen, wenn

$$\sum_{i=1}^S N_i \cdot B_i^{eff} + B_j^{eff} \leq \rho \cdot C.$$

#### 5.4 Qualitativer und quantitativer Vergleich

Die Untersuchungen der beschriebenen CAC-Funktionen führen zu den folgenden Ergebnissen:

- Für Dienste mit mäßig schwankenden Bitraten (niedrige Burstiness) sind Kenngrößen, die auf der Verteilung des Bandbreitebedarfs beruhen, wie z. B. die Überschreitungswahrscheinlichkeit, vom Prinzip her geeignet, einen möglichen Multiplexgewinn zu messen. Für Dienste mit hoher Burstiness sind weitere Vorsichtsmaßnahmen beziehungsweise andere Vorgehensweisen notwendig (siehe auch Kapitel 6).
- Die Verteilung des Bandbreitebedarfs ist aus den von UPC/NPC überwachten Verbindungsparametern zu ermitteln.  
Werden nur die Spitzenbitraten kontrolliert, so kann bei allen beschriebenen CAC-Funktionen nur die Spitzenbitratenzuweisung erfolgen. In diesem Fall kann statistisches Multiplexen von der CAC-Funktion (auf der Verbindungsebene) nicht unterstützt werden.
- Mit der Faltungsmethode können die Kenngrößen und damit die gewählten Kriterien exakt bestimmt werden. Allerdings kann dies mit hohem Rechen- und Speicheraufwand verknüpft sein. Beides hängt von der Verteilung des Bandbreitebedarfs und der Anzahl der zu betrachtenden VBR-Verbindungen ab. Es ist daher zu prüfen, ob ein Einsatz dieses Verfahrens zu noch vertretbaren Verbindungsaufbauzeiten führt.
- Die Zwei-Momentenmethode ist ein sehr einfaches Verfahren mit einem geringen Rechen- und Speicheraufwand. In Abhängigkeit von den zu betrachtenden Verbindungen kann der Wert der Überschreitungswahrscheinlichkeit sowohl überschätzt als auch unterschätzt werden. Letzteres könnte zu Überlast führen. Gute Approximationen können erwartet werden, wenn viele Verbindungen jedes Verkehrstyps zu berücksichtigen sind.
- Beim Linearen Ansatz wird der Gedanke verfolgt, die u. U. zeitintensive Berechnung von Kenngrößen nicht während des Verbindungsaufbaus vornehmen zu müssen. Die Schwierigkeit wird somit in die Bestimmung der effektiven Bandbreiten, als Maßzahlen für den Multiplexgewinn, verlagert. Für CBR-Verbindungen ist die effektive Bandbreite immer gleich der maximalen Bitrate. Für VBR-Verbindungen ist dieser Wert aber keineswegs eindeutig, da der mögliche Multiplexgewinn und damit die adäquate effektive Bandbreite sehr stark von der jeweiligen Verkehrsmischung abhängig ist. Mögliche Berechnungsmethoden sind u. a. in [2], [3], [28] und [36] angegeben. Die Festlegung auf eine effektive Bandbreite für eine VBR-Verbindung kann dazu führen, daß diese nahezu oder sogar gleich der maximalen Bitrate zu wählen ist (Spitzenbitratenzuweisung), um bei allen denkbaren Verkehrsmischungen Systemüberlast zu vermeiden.  
Untersuchungen (siehe z. B. [36]) zeigen, daß mit einer stückweisen linearen Funktion, welche die Abhängigkeit der effektiven Bandbreite einer beliebigen Verbindung vom bestehenden Verkehr widerspiegelt, Verbesserungen möglich sind.

## 6 Weitere Verfahren zur Verkehrskontrolle

In [6], [7], [8], [11] und [51] wurde vorgeschlagen, die Verfahren zur Parameterüberwachung und Zugangskontrolle durch weitere Methoden aus dem Bereich der Überlastkontrolle zu ergänzen, um ein effektiveres Verkehrsmanagement zu erreichen. In diesem Kapitel werden die derzeit insbesondere auch im CCITT diskutierten Maßnahmen beschrieben. Sie sind durch eine aktive Steuerung beziehungsweise Beeinflussung des Zellstroms gekennzeichnet.

### 6.1 Verkehrsformung

Analytische und simulative Untersuchungen zeigen, daß lang andauernde Bursts mit Bitraten, die über die vereinbarten Spitzenbitraten hinausgehen, die Leistungsfähigkeit des Netzes erheblich vermindern können. Solche Bursts können sich z. B. durch Zellverzögerungen in den verschiedensten Netzteilen (auch in Teilnehmernetzen) bilden. Daher wird erwogen, an den Netzeingängen (UNI, NNI) eine Verkehrsformung („traffic shaping“) vorzunehmen, um derartige Schwankungen auszugleichen. Zu diesem Zweck wurde der „Spacing-Algorithmus“ [7] vorgeschlagen. Mit diesem Verfahren werden die Zeitpunkte der eintreffenden Zellen überwacht. Sind die Abstände kürzer als die vereinbarte Zellenrate, werden die Zellen erst nach einer entsprechenden Verzögerung weitergeleitet. Die hierfür notwendige Hardwareeinrichtung wird „Spacer-Controller“ [8] genannt. Das Verfahren ist in der Lage, sowohl virtuelle Wege als auch virtuelle Kanäle zu überwachen. Es kann daher insbesondere auch zur Kontrolle der Spitzenbitrate beziehungsweise zum Ausgleich von Zelljitter bei der Parameterkontrolle (UPC/NPC) eingesetzt werden.

Im Zusammenhang mit der Verkehrsformung ist auch die Verkehrsdrösselung zu nennen. Eine Drösselungsfunktion („Throttling“) kann als separate Funktion oder zusammen mit einem reaktiven Überlastkontrollmechanismus eingesetzt werden.

### 6.2 Prinzip der schnellen Reservierung

Das Prinzip der schnellen Reservierung („Fast Reservation Protocol“) [7] wurde für Verbindungen vorgeschlagen, deren Sendeverhalten durch (kurzzeitig) hohen Kapazitätsbedarf und (längere) Pausen charakterisiert ist (hohe Burstiness). Bevor der Teilnehmer nach einer Pause erneut (einen Burst) senden kann, muß er dies mit der sogenannten „Kontrollzelle“ anmelden. Das Netz überprüft, ob genügend Kapazität frei ist und reserviert diese gegebenenfalls. Bei einer positiven Rückmeldung kann der Teilnehmer senden, andernfalls muß er warten. Am Ende (eines Bursts) gibt der Teilnehmer durch eine weitere Kontrollzelle die reservierten Kapazitäten wieder frei.

Mit der dynamischen Zuweisung des Bandbreitebedarfs auf der Burstebene bietet diese Methode weitere Möglichkeiten zur effizienten Netzauslastung, es entsteht aber auch ein erhöhter Signalisierungs- und Verwaltungsaufwand.

## 7 Zusammenfassung

Der Beitrag beschreibt den derzeitigen nationalen und internationalen Stand auf dem Gebiet der Verkehrskontrolle in ATM-Netzen.

Zur Charakterisierung der möglichen Dienste werden mehrere Verbindungsparameter definiert. Es handelt sich um statistische Größen, die eine wichtige Basis für die gesamte Verkehrskontrolle sind.

Die wesentlichen Konzepte für die Parameterüberwachung (UPC/NPC) und Zugangskontrolle (CAC) werden vorgestellt und diskutiert.

Die UPC-Funktion dient der Kontrolle der beim Verbindungsaufbau vereinbarten Nutzungsparameter. Als mögliche Kandidaten werden „Leaky Bucket“, „Jumping Window“, „Triggered Jumping Window“, „Moving Window“ und das „Exponentielle Glättungsverfahren“ beschrieben.

Die CAC-Funktion entscheidet darüber, ob eine neue Verbindung zugelassen werden kann oder nicht. Hierfür werden die Spitzenbitratenzuweisung, die Faltungsmethode, die Zwei-Momentenmethode und der Lineare Ansatz vorgestellt.

Es werden alternative und ergänzende Methoden zur Verkehrskontrolle erörtert. Zu diesen Verfahren zählen die Verkehrsformung, die Verkehrsdrosselung sowie das Prinzip der schnellen Reservierung.

## Summary

The contribution describes the current national and international state of the art of traffic control in ATM networks.

For characterization of the possible services several parameters are defined. They are statistical quantities which provide an important basis for the entire traffic control.

The essential concepts for usage/network parameter control (UPC/NPC) and connection admission control (CAC) are presented and discussed.

The UPC function controls the usage parameters negotiated at connection setup. As possible candidates "Leaky Bucket", "Jumping Window", "Triggered Jumping Window", "Moving Window" and "Exponentially Weighted Moving Average" are described.

The CAC function decides whether a new connection can be accepted or not. Functions defined by the peak rate allocation, convolution approach, two moment allocation scheme and the linear approach are presented.

Furthermore, alternative and supplementary traffic control methods are discussed. They include traffic shaping, traffic throttling and the fast reservation protocol.

## Résumé

La contribution décrit la situation actuelle du contrôle de trafic dans les réseaux ATM aussi bien sur le plan national qu'international.

Pour caractériser les services possibles, plusieurs paramètres de connexion sont définis. Il s'agit de grandeurs statistiques qui constituent une base importante pour l'ensemble du contrôle de trafic.

Les conceptions essentielles valables pour le contrôle des paramètres d'utilisation (UPC/NPC) et le contrôle de l'admission d'une connexion (CAC) sont présentées. La fonction UPC sert au contrôle des paramètres d'utilisation convenus lors de l'établissement de la connexion. Les mécanismes possibles sont décrits, à savoir: «leaky bucket», «jumping window», «triggered jumping win-

dow», «moving window» et la «technique de pondération exponentielle».

La fonction CAC décide si une nouvelle connexion peut être admise ou non. Dans ce contexte, sont présentées l'allocation du débit crête, la méthode de convolution, la méthode d'allocation à deux moments et l'approche linéaire.

Des méthodes alternatives et complémentaires pour le contrôle de trafic sont discutées, dont l'égalisation de trafic, la diminution de trafic ainsi que le protocole de réservation rapide.

## 8 . Schrifttum

1. Abe, S.; Soumiya, T.; Kusayanagi, M. and Mukai, H.: A Study on ATM Traffic Control. Proceedings of the IEEE MULTIMEDIA'90, Bordeaux, November 1990.
2. Ahmadi, H. and Guérin, R.: Bandwidth Allocation in High-Speed Networks Based on the Concept of Equivalent Capacity. Proceedings of the 7th ITC Seminar, Morristown, N. J., October 1990.
3. Appleton, J.: Modelling a Connection Acceptance Strategy for Asynchronous Transfer Mode Networks. Proceedings of the 7th ITC Seminar, Morristown, N. J., October 1990.
4. Baireuther, O.: Überlegungen zum Breitband-ISDN. 1. und 2. Teil. Der Fernmelde-Ingenieur, Heft 2/3 und Heft 4/5, 1991.
5. Baireuther, O.; Besier, H.; Groß, K. D.; Hessenmüller, H.; Heuer, P.; Kettler, G.; Kneisel, K. E. und Schmidt, W.: ATM - Ein Universelles Übermittlungsverfahren. FTZ-Nachrichten, Sonderheft ATM, Juli 1988.
6. Bae, J. J. and Suda, T.: Survey of Traffic Control Schemes and Protocols in ATM Networks. Proceedings of the IEEE, Vol. 79, No. 2, February 1991.
7. Boyer, P.: A Congestion Control for the ATM. Proceedings of the 7th ITC Seminar, Morristown, N. J., October 1990.
8. Boyer, P.: Spacing ATM Cells for Network Policing Purposes. Proceedings of the COST 224 Seminar, Paris, September 1991.
9. Butto, M.; Cavallero, E. and Tonietti, A.: Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism in ATM Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 9, No. 3, April 1991.
10. CCITT Recommendation I.121. Broadband Aspects of ISDN. Blaubuch, Genf 1988.
11. CCITT SG XVIII: Reports der WP XVIII/8 der Genf Tagung vom 11.-28. Juni 1991, (TD22 (Plen)).
12. Chen, T. M.; Walrand, J. and Messerschmitt, D. G.: Dynamic Priority Protocols for Packet Voice. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 7, June 1989.
13. Coudreuse, J.-P., Sincoskie, W. D. and Turner, J. S. (Editors): Broadband Packet Communications. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 6, No. 9, December 1988.
14. Dziong, Z.; Choquette, J.; Liao, K. Q. and Mason, L.: Admission Control and Routing in ATM Networks. ITC Specialist Seminar, Adelaide, 1989.
15. ETSI NA 5, Source: Royal PTT Nederland NV. „Characterization of cell level „burstiness“ in ATM“. The Hague, April 15-19, TCR Group, 1991.
16. ETSI NA 5, Tagungsprotokoll (Meeting of RWP TCR), Cappadocia, September 1991.
17. Gallassi, G.; Rigolio, G. and Fratta, L.: ATM: Bandwidth Assignment and Bandwidth Enforcement Policies. Proceedings of the Globecom '89, Dallas, November 1989.
18. Gallassi, G.; Rigolio, G. and Verri, L.: Resource Management and Dimensioning in ATM Networks. IEEE Network Magazine, May 1990.

19. Gallassi, G.; Rigolio, G. and Verri, L.: Key role of traffic and performance issues in ATM: open approach to traffic control. Proceedings of the COST 224 Seminar, Paris, September 1991.
20. Gerke, P. R.: ISDN und ATM – Ein neuer Weg in die Telekommunikation des 21. Jahrhunderts. Fernmelde-Praxis, Band 66, November 1989.
21. Ghanbari, M.: Two-layer Coding of Video Signals for VBR Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 7, June 1989.
22. Gravey, A. and Hébuterne, G.: Mixing time and loss priorities in a single server queue. Proceedings of the 13th ITC, Copenhagen, 1991.
23. Hadama, H.; Sato, K. and Tokizawa, I.: Dynamic Bandwidth Control of Virtual Paths in ATM Networks. Proceedings of the IEEE MULTIMEDIA '90, Bordeaux, November 1990.
24. Händel, R.: Evolution of ISDN Towards Broadband ISDN. IEEE Networks, January 1989.
25. Hartung, J.: Statistik. Lehr- und Handbuch der angewandten Statistik. Oldenburg Verlag 1987.
26. Heffes, H. and Lucantoni, D. M.: A Markov Modulated Characterization of Packetized Voice and Data Traffic and Related Statistical Multiplexer Performance. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. SAC-4, No. 6, September 1986.
27. Hemmer, H. and Huth, P. T.: Evaluation of Policing Functions in ATM Networks. Proceedings of the 13th ITC, Copenhagen, 1991.
28. Hui, J. Y.: Resource Allocation for Broadband Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 6, No. 9, Dec. 1988.
29. Iversen, V. B.: Source Policing in ATM-Networks. Eighth Nordic Teletraffic Seminar, Otnäs, Finland, 1989.
30. Jacobsen, B.; Moth, K.; Dittmann, L. and Sällberg, K.: Load Control in ATM Networks. Proceedings of the ISS 1990.
31. Käs, B. and Heuer, P.: Performance of Leaky Bucket and Exponentially Weighted Moving Average Algorithms. RACE 1022 Document FI/DBP-141-001-CD-CC, TC-Workshop Aveiro, November 1988.
32. Kaltenmorgen, B. and Habermann, R.: Specification of the load factor in the CAC function. RACE Document FI/DBP-123-0021-CD-CC, September 1991.
33. Killat, U.: Asynchrone Zeitvielfachübermittlung für Breitbandnetze. NTZ, Band 40, Heft 8, 1987.
34. Kishino, F.; Manabe, K.; Hayashih, Y. and Yasuda, H.: Variable Bit-rate Coding of Video Signals for ATM Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 7, June 1989.
35. Kleinewillinghöfer-Kopp, R.: Bedienungssysteme mit poissonischen Gruppenankünften und Belegungsbeschränkungen. Technischer Bericht des FI, FI 032 TB17, Dezember 1986.
36. Kleinewillinghöfer-Kopp, R. and Kaltenmorgen, B.: Connection Acceptance Control in ATM Networks. Studie des Forschungsinstituts der DBP Telekom, Forschungsbereich 5 „Vermittlung und Netze“, Juni 1991.
37. Kolb, H.: Das Konzept der virtuellen Wege in ATM-Netzen. Studie des Forschungsinstituts der DBP Telekom, Forschungsbereich 5 „Vermittlung und Netze“, Februar 1991.
38. Koops, W.: Verkehrslenkungsverfahren in leitungsvermittelten Netzen – Einführung und Übersicht –. Der Fernmelde-Ingenieur, Heft 5, Mai 1989.
39. Kositpaiboon, R. and Phung, V.: Usage Parameter Control and Bandwidth Allocation for B-ISDN/ATM Variable Bit Rate Services. Proceedings of the IEEE MULTIMEDIA '90, Bordeaux, November 1990.



40. Kröner, H.; Hébuterne, G.; Boyer, P. and Gravey, A.: Priority Management in ATM Switching Nodes. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 9, No. 3, April 1991.
41. Kühn, P. J.: Input Process Model GMDP. RACE 1022 Document UST-123-0003-CD-CC, June 1988.
42. Lindberger, K.: Analytical Methods for the Traffical Problems with Statistical Multiplexing in ATM-Networks. Proceedings of the 13th ITC, Copenhagen, 1991.
43. Listanti, M. and Roveri, A.: Integrated Services Digital Networks: Broadband Networks. ETT, Vol. II, No. 1, 1991.
44. Louvion, J.-R.; Boyer, P. and Graveraux, J.-B.: Statistical Multiplexing of VBR Sources in ATM Networks. 3rd IEEE CAMAD, Torino, September 1990.
45. Mase, K. and Shioda, S.: Real-Time Network Management for ATM Networks. Proceedings of the 13th ITC, Copenhagen, 1991.
46. Maglaris, B.; Anastassiou, D.; Sen, P.; Karlsson, G. and Robbins, J.: Performance Models of Statistical Multiplexing in Packet Video Communications. IEEE Transaction on Communications, Vol. 36, No. 7, July 1988.
47. Monteiro, J. A. S.; Gerla, M. and Fratta, L.: Input Rate Control for ATM Networks. Proceedings of the 13th ITC, Copenhagen, 1991.
48. Rasmussen, C. and Sørensen, J.: A Simple Call Acceptance Procedure for ATM Networks. Proceedings of the ITC Specialist Seminar, Adelaide, 1989.
49. Rasmussen, C.; Sørensen, J.; Kvols, K. S. and Jacobsen, B. S.: Source Independent Call Acceptance Procedures in ATM Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 9, No. 3, April 1991.
50. Rathgeb, E. P.: Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 9, No. 3, April 1991.
51. Rigolio, G. and Fratta, G.: Input Rate Regulation and Bandwidth Assignment in ATM Networks: an Integrated Approach. Proceedings of the 13th ITC, Copenhagen, 1991.
52. Sato, Y. and Sato, K. I.: Virtual Path and Link Capacity Design for ATM Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 9, No. 1, January 1991.
53. Turner, J. S.: New Directions in Communications (or which Way in the Information Age?). Proceedings of the Zürich Seminar on Digital Communications, Zurich, March 1986.
54. Verbiest, W.; Pinnoo, L. and Voeten, B.: The Impact of the ATM Concept on Video Coding. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 6, December 1988.
55. Wallmeier, E. and Hauber, C. M.: Blocking Probabilities in ATM Pipes Controlled by a Connection Acceptance Algorithm Based on Mean and Peak Bit Rates. Proceedings of the 13th ITC, Copenhagen, 1991.